ФЕДЕРАЛЬНОЕ ГОСУДАРСТВЕННОЕ
АВТОНОМНОЕ ОБРАЗОВАТЕЛЬНОЕ УЧРЕЖДЕНИЕ
ВЫСШЕГО ОБРАЗОВАНИЯ

Самарский национальный исследовательский университет
имени академика С.П. Королёва

А.Н. Коварцев

В.В. Жидченко

Д.А. Попова-Коварцева

МЕТОДЫ И ТЕХНОЛОГИИ ВИЗУАЛЬНОГО ПРОГРАММИРОВАНИЯ

Учебное пособие

Рекомендовано к изданию редакционно-издательским советом федерального государственного автономного образовательного учреждения высшего образования «Самарский национальный исследовательский университет имени академика С.П.Королёва» в качестве учебного пособия для студентов, обучающихся по программе высшего образования по направлению подготовки магистров 02.03.02 «Фундаментальная информатика и информационные технологии»

Самара 2017

УДК 004.42; 519.87
ББК 32.973-018
К56

Рецензенты:

Смирнов С.В., д.т.н., профессор, заместитель директора по научной работе ИИПУС РАН

Прохоров С.А., д.т.н., профессор, заведующий кафедрой информационных систем и технологий Самарского национально исследовательского университета имени академика С.П. Королева

Коварцев А.Н.

К56 Методы и технологии визуального программирования: Учебное пособие / Коварцев А.Н., Жидченко В.В., Попова-Коварцева Д.А. – Самара: ООО «Офорт», 2017. - 197 с.: 83 ил.

ISBN 978-5-473-01163-0

В книге излагаются основные сведения, необходимые для работы в области визуального программирования. Даётся краткая характеристика существующих методов визуального программирования. Рассматриваются основные принципы и методы построения средства автоматизации разработки параллельных программ на основе визуального стиля программирования, который повышает наглядность представления параллельных алгоритмов, а также существенно уменьшает число ошибок, допускаемых на этапах проектирования и кодирования программ.

Для студентов, аспирантов и специалистов, изучающих и практически использующих параллельные компьютерные системы для решения трудоёмких задач.

УДК 004.42:519.87
ББК 32.973-018

ОГЛАВЛЕНИЕ

Предисловие 6
Введение 7
1 ОБЗОР МЕТОДОВ И СРЕДСТВ ВИЗУАЛЬНОГО ПРОГРАММИРОВАНИЯ И АВТОМАТИЗАЦИИ ПРОГРАММИРОВАНИЯ 8
1.1. Методы и средства автоматизации программирования 8
1.2. Методы и средства визуального программирования 13
1.3. Методы и средства визуального параллельного программирования 19
1.4. Краткий обзор раздела 27
1.5. Контрольные вопросы 28
2 ТЕХНОЛОГИЯ ГРАФОСИМВОЛИЧЕСКОГО ПРОГРАММИРОВАНИЯ 29
2.1 Концептуальная модель ГСП 29
2.1.1 Основные положения 29
2.1.2 Онтологии в технологии ГСП 33
2.2 Базовые модули и типы данных 35
2.2.1 Типы данных 35
2.2.2 Базовые модули 37
2.2.3 Типы модулей 39
2.3 Объекты технологии 40
2.3.1 Актор 41
2.3.3 Агрегат 45
2.3.4 Объекты типа “inline” 46
2.4 Модель межмодульного интерфейса 46
2.5 Управление вычислительным процессом 49
2.6 Модель алгоритма решения задачи «Ханойские башни» 53
2.7 Краткий обзор раздела 59
2.8 Контрольные вопросы 59
3 КОНСТРУИРОВАНИЕ ОБЪЕКТОВ ТЕХНОЛОГИИ ГСП 60
3.1 Введение 60
3.2 Конструирование объектов паспортизацией базовых модулей 62
3.3 Конструирование агрегатов 65
3.4 Классификация данных объектов ГСП 68
3.4.1. Проблема классификации данных агрегатов 68
3.4.2. Декомпозиция агрегатов. Алгебра трехзначной логики выделения классификационных признаков 69
3.4.3. Сжатие числа операций алгоритма классификации данных 74
3.5 Алгоритм классификации данных. Схема маршрута 75
3.6 Эффективность алгоритма АЧП 80
3.7 Краткий обзор раздела 82
3.8 Контрольные вопросы 83
3.9 Задачи и упражнения 84
4 МОДЕЛИРОВАНИЕ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ ВЫЧИСЛЕНИЙ 87
4.1 Концептуальная модель организации параллельных вычислений в технологии ГСП 88
4.2 Модель синхронизации параллельных процессов 93
4.3 Граф-машина для параллельных вычислений 95

4.4 Реализация модели общей памяти технологии ГСП в распределенных системах с использованием технологии MPI 97
4.4.1 Диспетчер данных 98
4.4.2 Обзор класса TPOData 98
4.4.3 Использование локальных переменных в параллельных процессах .. 101
4.5 Знакомство с технологиями MPI и OpenMP 101
4.5.1 Технология OpenMP 102
4.5.2 Технология MPI 103
4.6 Структурное преобразование модели параллельных вычислений для систем с распределенной памятью MPI 104
4.7 Десуперпозиция P-графа 106
4.8 Алгоритм *F*-нумерации 110
4.9 Сложность алгоритма *F*-нумерации вершин P-графа 112
4.10 Алгоритм десуперпозиции P-графа 113
4.11 Преобразование графа управления модели параллельного алгоритма к стандартному виду 114
4.12 Алгоритм суперпозиции иерархической граф-модели параллельных вычислений 115
4.12.1 Дерево вложенности агрегатов 116
4.12.2 Алгоритм операции суперпозиции двух агрегатов 117
4.13 Краткий обзор 121
4.14 Контрольные вопросы 122
4.15 Задачи и упражнения 122
5 МЕТОДЫ КОНТРОЛЯ КОРРЕКТНОСТИ МОДЕЛЕЙ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ ВЫЧИСЛЕНИЙ 125
5.1 Простейший метод поиска критических данных в модели параллельного вычислительного процесса 127
5.2 Метод поиска критических данных на основе алгебры над способами использования данных 131
5.2.1 Пример применения формулы над способами использования данных для поиска критических данных 141
5.3 Проверка корректности синхронизации граф-модели 142
5.4 Взаимные блокировки в параллельных вычислительных процессах . 147
5.5 Пример использования методов поиска критических данных и проверки корректности синхронизации 154
5.5.1 Параллельная модель RS-триггера 154
5.5.2 Модель RS-триггера без синхронизации 161
5.6 Краткий обзор 163
5.7 Контрольные вопросы 163
5.8 Задачи и упражнения 164
6 ПРИМЕРЫ ИСПОЛЬЗОВАНИЯ ТЕХНОЛОГИИ ГСП ДЛЯ МОДЕЛИРОВАНИЯ АЛГОРИТМОВ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ ВЫЧИСЛЕНИЙ .. 169
6.1 Использование PGRAPH для разработки алгоритма параллельной глобальной оптимизации 169
6.1.1. Простая схема реализации алгоритма ДАМПД 173
6.1.2. Схема «менеджер-исполнитель» ДАМПД 176

6.2 ..... Использование PGRAPH для разработки параллельных алгоритмов моделирования движения космических тросовых систем..... 177
6.3 Краткий обзор 189
ЛИТЕРАТУРА 191
Основная литература..... 191
Дополнительная литература..... 191
Информационные ресурсы сети ИНТЕРНЕТ 192
АЛФАВИТНЫЙ УКАЗАТЕЛЬ 193

Предисловие

Эта книга написана по материалам научных исследований, проводимых авторами в течение нескольких лет в Самарском национальном исследовательском университете имени академика С.П. Королева (Самарском университете), первоначально в области технологий автоматизации программирования, а впоследствии - в области визуального моделирования параллельных вычислений. На кафедре программных систем Самарского университета это научное направление представлено технологией графосимволического программирования (ГСП).

Основная цель данного учебного пособия заключается в ознакомлении читателей с методами автоматизации программирования и визуального моделирования параллельных вычислительных процессов, которые обладают достоинством наглядного представления информации и лучше соответствуют природе человеческого восприятия, чем методы традиционного, текстового программирования. В пособии большое внимание уделяется методам анализа корректности выбранных схем организации параллельных вычислений, включая поиск критических данных, исследование корректности механизмов синхронизации параллельных процессов, поиск тупиковых ситуаций в программе и т.д.

Авторы считают своим приятным долгом выразить признательность профессору Нижегородского государственного университета В.П. Гергелю и заведующему лабораторией Института систем информатики им. А.П.Ершова Сибирского отделения РАН В.И. Шелехову за конструктивные обсуждения проблем визуального моделирования параллельных вычислений, что способствовало написанию этой книги.

Учебное пособие подготовлено на кафедре программных систем Самарского университета и подержано грантом РФФИ №16-41-630637.

Введение

Визуальное программирование – это способ образного, графического представления разрабатываемого алгоритма, который наиболее естественен для восприятия человека. При визуальной разработке существенно уменьшается количество вынужденных ошибок управления в программе, а следовательно, повышается качество программного продукта.

Технология графосимволического программирования, реализованная в системе GRAPH, была создана на кафедре программных систем Самарского университета. Она является одним из способов наглядного представления алгоритма программы в виде графа управления.

Разработка параллельных алгоритмов в корне отличается от традиционного программирования. В настоящее время для организации параллельных вычислений на высокопроизводительных вычислительных системах в большинстве случаев используется технология MPI (Message Passing Interface) [2]. Необходимость равнозначного владения языком высокого уровня (C, C++) и технологией MPI ещё дальше отдаляет от процесса создания качественной параллельной программы «конечных» пользователей – специалистов в предметных областях – потребителей суперкомпьютерных технологий. В результате снижается эффективность разрабатываемых приложений.

Технология ГСП и созданный на её основе язык визуального представления параллельных алгоритмов имеют большое практическое значение, поскольку позволяют упростить и ускорить разработку алгоритмов параллельных вычислений, предоставляя интуитивно понятное средство описания вычислительных алгоритмов и анализа корректности используемых алгоритмических конструкций.

Данная технология предоставляет пользователям широкие возможности анализа параллельной структуры алгоритма, корректности применяемых механизмов синхронизации вычислений, поиска тупиковых ситуаций, оценки эффективности алгоритма и т.д.

1 ОБЗОР МЕТОДОВ И СРЕДСТВ ВИЗУАЛЬНОГО ПРОГРАММИРОВАНИЯ И АВТОМАТИЗАЦИИ ПРОГРАММИРОВАНИЯ

1.1. Методы и средства автоматизации программирования

Широкое внедрение средств вычислительной техники в различные сферы жизни и деятельности человека стимулировало развитие автоматизированных методов и инструментальных средств, применяемых для создания прикладного программного обеспечения (ПО). Производство современного ПО происходит на фоне высоких требований, предъявляемых к качеству создаваемых программ, и значительной сложности выполняемых ими функций. “Идеальной” технологией программирования представляется такая технология, которая по некоторому, достаточно неформальному, описанию объекта программирования автоматически генерирует текст синтаксически и семантически корректной программы.

Первые попытки «наведения порядка» в области программирования восходят к 70-м годам прошлого века, когда усилиями рабочей группы Технического комитета по программированию Международной федерации по обработке информации (ИФИП), состоящей из таких известных ученых как Н. Вирт, Д. Грис, Э. Дейкстра, У. Дал, Д. Парнас, Ч. Хоар (руководимой профессором В. Турским), формируются основы методологии и теории программирования.

В среде программистов утверждается *принцип структурного программирования*, как наиболее производительного и привлекательного стиля программирования. Развитие концепции *структуризации* привело к осознанию необходимости структуризации данных, что и определило появление в языках программирования *механизмов абстрагирования типов данных* (Клу, Модула). Последнее легло в основу *техники модульного программирования*, содержательной основой которой является интерпретация типа как алгебры над множеством объектов и множеством операций, а модуля - как программного эквивалента абстрактного типа.

Эволюция техники модульного программирования привела к появлению объектно-ориентированного стиля программирования, который во многом унифицировал процесс создания ПО. К достоинствам этого метода относится то, что в нем более полно реализуется технология структурного программирования, облегчается процесс создания сложных иерархических систем, появляется удобная возможность создания пользовательских библиотек объектов в различных областях применения.

Параллельно с развитием процедурного стиля программирования в начале 70-х годов появляются непроцедурные языки логического программирования и программирования искусственного интеллекта (LISP, PROLOG, РЕФАЛ, ПРИЗ). Программа в таких языках представляет собой совокупность *правил* (определяющих отношения между объектами) и *цели* (запроса). Процесс выполнения программы трактуется как процесс установления общезначимости логической формулы по правилам, установленным семантикой того или иного языка. Результат вычислений является побочным продуктом процедуры вывода. Такой метод являет собой полную противоположность программированию на каком-либо из процедурных языков. Сегодня PROLOG представляет собой язык, предназначенный для программирования приложений, использующих средства и методы искусственного интеллекта, создания экспертных систем и представления знаний.

В 80-х годах XX века исследование причин неудач при реализации больших программных проектов показало, что число ошибок в спецификациях на программы значительно превышает их количество в программных кодах. В это время формулируется тезис о том, что целью программирования является не порождение программы как таковой, а создание технологических условий, когда разрабатываемое программное обеспечение легко адаптируется к новым обстоятельствам и новому пониманию решаемой задачи. Р. Хемминг так формулирует этот тезис: “Здравая вычислительная практика требует постоянного исследования изучаемой задачи не только перед организацией вычислений, но также в процессе его развития и особенно на той стадии, когда полученные числа переводятся обратно и истолковываются на языке первоначальной задачи”.

Перечисленные выше причины привели в середине 80-х годов к осознанию необходимости реализации интегрированного окружения поддержки всего жизненного цикла ПО и, в первую очередь, этапа проектирования ПО, что обусловило появление инструментальных средств автоматизации проектирования программных систем (CASE-технологий). Одним из ярких современных представителей средств автоматизации проектирования ПО является универсальный язык моделирования UML (Unified Modeling Language)♦. UML создан в результате совместных усилий Г Буча, Д. Рамбо, И. Якобсона, П. Йордана и многих других ученых. В основу языка UML положена система графических нотаций. Среди них: нотации Г. Буча, технология объектного моделирования OMT, методы объектно-ориентированного проектирования OOSE. В настоящее время язык UML принят как промышленный стандарт многими ведущими производителями программного обеспе-

♦ Богс У., Богс М. UML и Rational Rose 2002. – М.: Лори. 2004. – 509 с.

чения. Следует признать, что язык UML является практически единственным системным средством описания модели проектируемой системы. Он безусловно полезен для:

- формализации требований технического задания на проектируемую систему;
- разрешения (в связи с этим) споров между разработчиком и заказчиком;
- координации взаимодействий коллектива разработчиков.

На ранних этапах проектирования программ UML может облегчить взаимопонимание заказчика и проектировщика. Не секрет, что программисту иногда приходится объяснять клиенту, что ему нужно сейчас или потребуется в будущем. Четкая и аккуратная диаграмма действий легче воспринимается заказчиком, чем пространные, полные терминов объяснения, или многочисленные строки кода программы.

Использование языка UML особенно эффективно в следующих областях:

- информационные системы масштаба предприятия;
- банковские и финансовые услуги; телекоммуникации;
- транспорт;
- оборонная промышленность, авиация, космонавтика;
- торговые системы;
- медицинская электроника;
- наука;
- распределенные Web-системы.

Сфера применения UML не ограничивается проектированием и моделированием программного обеспечения. Его выразительность позволяет моделировать, например, документооборот в юридических системах, структуру и функционирование системы обслуживания пациентов в больницах, осуществлять проектирование аппаратных средств и т.д..

Перечисленные выше стили и методологии программирования направлены на повышение эффективности процесса разработки программ как индивидуальными программистами, так и коллективами разработчиков. В современных условиях рост сложности ПО и развитие индустрии программирования привели к тому, что все программные продукты, за редким исключением, создаются коллективами (командами) разработчиков. Командная разработка ставит новые проблемы. В первую очередь - это проблемы управления коллективом. Разработку ПО можно рассматривать как сложный *проект*, имеющий особенности, обусловленные интеллектуальной сложностью программирования и наличия в нем творческой составляющей. В связи с этим к разработке ПО применимы методы и процедуры *управления проектами*, имеющие

многолетнюю историю развития в системе менеджмента предприятия. Управление проектами разработки ПО и систематизация деятельности на всех этапах жизненного цикла ПО рассматриваются в рамках отдельной дисциплины - программной инженерии♦.

Для автоматизации управления проектами разработки ПО используют как отдельные программные продукты из области традиционного управления проектами, так и реализацию этих возможностей в составе CASE-систем. В последние несколько лет наблюдается тенденция к реализации интегрированных средств разработки в виде «облачного» PaaS-сервиса (Platform-As-A-Service). Среда разработки представляется при этом частью виртуальной «платформы» программирования, представляющей собой клиент-серверную архитектуру, в которой хранение исходного кода, компиляция и, зачастую, выполнение программы происходит на серверной стороне. Пользователями платформы являются программисты, которые на клиентской стороне работают с редактором исходного текста или web-интерфейсом среды программирования. В подобной архитектуре функции управления коллективной разработкой могут быть удобно централизованы в облачной платформе. В качестве примера можно привести систему Microsoft Team Foundation.

Коллективная разработка, кроме необходимости управления процессом разработки как проектом, имеет еще одну важную особенность. При коллективной работе над сложным программным продуктом неизбежно возникает множество файлов, создаваемых и редактируемых различными членами коллектива. Это исходные тексты программ, файлы ресурсов, различные схемы и т.п. В большом проекте их количество измеряется тысячами, причем для каждого файла необходимо хранить не только его актуальное содержимое, но и историю изменений, а многие файлы имеют несколько версий. Для управления такой инфраструктурой используют специализированное ПО – системы контроля версий (СКВ).

Можно выделить три основных типа СКВ (VCS – Version Control System):

- локальные;
- централизованные;
- распределенные.

Локальные СКВ выполняются на рабочем месте разработчика и содержат базу данных, в которой хранятся все изменения файлов. Одним из общих подходов является хранение отличий между парами версий

♦ Липаев В.В. Программная инженерия. Методологические основы. - М.: ТЕИС, 2006. – 608 с.

файлов. Это позволяет воссоздать любой файл на требуемый момент времени, последовательно применяя сохраненные отличия от версии к версии.

В централизованных СКВ все файлы хранятся на сервере, а клиенты получают копии этих файлов. Такой подход эффективнее для коллективной разработки, поскольку позволяет с легкостью взаимодействовать географически удаленным друг от друга членам коллектива. Он удобен для администрирования и разграничения прав доступа к составным частям проекта. Вместе с тем, наличие единой точки доступа в виде серверной части системы является недостатком, так как может ограничивать производительность и потенциально может сделать систему полностью недоступной.

В распределенных СКВ каждый клиент имеет полную копию репозитория файлов. В случае отказа серверной части системы любой клиентский репозиторий может быть выбран в качестве исходного. Клиенты работают с собственными копиями репозитория, а по завершении обособленной части работы внесённые изменения объединяются («сливаются») с основной версией проекта. Как при слиянии ветвей, так и при синхронизации разных хранилищ возможны конфликты версий. Для их устранения в системе предусмотрены методы обнаружения и разрешения конфликтов слияния. К недостаткам распределённых систем можно отнести увеличение требуемого объёма дисковой памяти, поскольку на каждом рабочем месте приходится хранить полную версию репозитория. Кроме того, усложняется администрирование репозитория и управление доступом к различным частям проекта.

Существует множество коммерческих СКВ, а также публично доступных, основанных на ПО с открытым исходным кодом. Многие из них оформлены в виде web-ресурсов и имеют многомиллионную аудиторию пользователей. На момент написания книги самой популярной системой контроля версий является Git [34]. CASE-средства разработки могут предоставлять интегрированный доступ к одной из публично доступных СКВ или иметь собственную реализацию такой системы.

Применение CASE-инструментов позволяет в значительной степени снизить трудоемкость создания ПО, а в отдельных случаях заменить программирование автоматическим синтезом программ.

Таким образом, развитие методов автоматизации разработки ПО происходит на различных основах (модульное программирование, объектно-ориентированный подход, логическое программирование, CASE-технологии), которые, так или иначе, развивают концепции структуризации в программировании. Структуризация способствует проведению эффективной декомпозиции проекта, что позволяет получать как целостное представление о ПО, так и об отдельных его деталях. Однако, несмотря на многочисленные разработки в этой области, в целом про-

блема автоматизации разработки ПО остается нерешенной по многим причинам как методологического, так и практического характера.

1.2. Методы и средства визуального программирования

В настоящее время отмечается возрастание роли визуализации в используемых технологиях программирования.

Новый графический подход к решению проблемы автоматизации разработки ПО, основанный на идее привлечения визуальных форм представления программ, в большей степени соответствует образному способу мышления человека. Применение графических методов обещает кардинально повысить производительность труда программиста. Визуальное программирование, бесспорно, обладает достоинством наглядного представления информации и гораздо лучше соответствует природе человеческого восприятия, чем методы традиционного, текстового программирования. Кроме того, графическая форма записи по сравнению с текстовым представлением программ обеспечивает более высокий уровень структуризации, соблюдение технологической культуры программирования, предлагает более надежный стиль программирования [4, 11].

Визуальным программированием *будем называть процесс графического представления программы с помощью стандартного набора графических элементов.*

Наличие стандарта необходимо для организации общения между пользователями, аналитиками, тестировщиками, программистами, менеджерами и остальными участниками достаточно сложного процесса разработки ПО. Под визуализацией программного обеспечения можно понимать совокупность методик использования графики и средств человеко-машинного взаимодействия, применяемых для лучшего уяснения понятий и эффективной эксплуатации программного обеспечения ЭВМ, а также для спецификации и представления программных объектов в процессе создания программ. К системам визуализации программного обеспечения, согласно различным классификациям, обычно относят системы визуального программирования и системы визуализации программирования, а также некоторые системы программирования в том случае, если они используют визуальные методы представления образцов вводимой и выводимой информации.

В настоящее время известно большое количество более или менее удачных инструментальных средств визуализации программирования. Прежде всего, к ним относятся визуальные средства разработки ПО (см. рис. 1.1): Visual PROLOG, Visual Studio, Visual BASIC и т.д. В перечисленных выше средствах процедуре визуализации подвергается главным образом пользовательский интерфейс, основанный на оконной техноло-

гии организации взаимодействия человека со средой программирования. Здесь часто используются разнообразные выразительные средства выделения цветом различных компонент программы (операторов, переменных, функций и т.п.), табличные формы представления информации, диаграммы, графики и т.д.

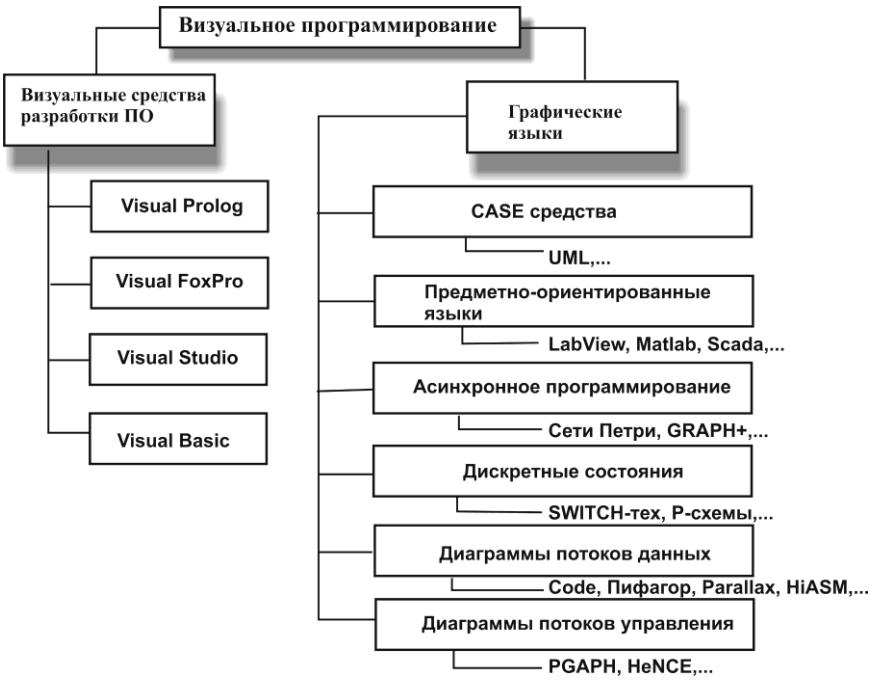


Рис. 1.1. Классификация средств визуального программирования

Подобного рода средства визуального программирования обычно решают задачи построения пользовательского интерфейса и упрощают разработку приложений путем замены метода написания программы на метод ее конструирования. Однако визуальное представление алгоритмов программ они не затрагивают.

Непосредственно к визуальному стилю программирования в большей степени относятся так называемые «графические языки» и CASE-средства проектирования программ.

Из многочисленного отряда CASE-средств проектирования программного обеспечения отметим его яркого представителя – язык **UML**. Модель объекта в UML представляется достаточно большим количеством графических нотаций (см. рис.1.2):

1. Диаграммы вариантов использования.
2. Диаграммы деятельностей.
3. Диаграммы последовательностей (взаимодействий).

4. Кооперативные диаграммы (вид диаграммы взаимодействий).
5. Диаграммы классов.
6. Диаграммы состояний.
7. Диаграммы компонентов.
8. Диаграммы размещений.

Диаграммы описывают различные аспекты создаваемой системы. В то же время следует отметить, что имеющегося достаточно широкого перечня UML диаграмм не всегда хватает для описания известных объектов, используемых в современных информационных технологиях (базы данных, XML, DTD). Вероятно, скоро появятся диаграммы для моделирования систем искусственного интеллекта, нейросетей и т.д. Поэтому перечень диаграмм, используемых в UML, постоянно пополняется новыми диаграммами, отражающими те или иные аспекты новых объектов информатики.

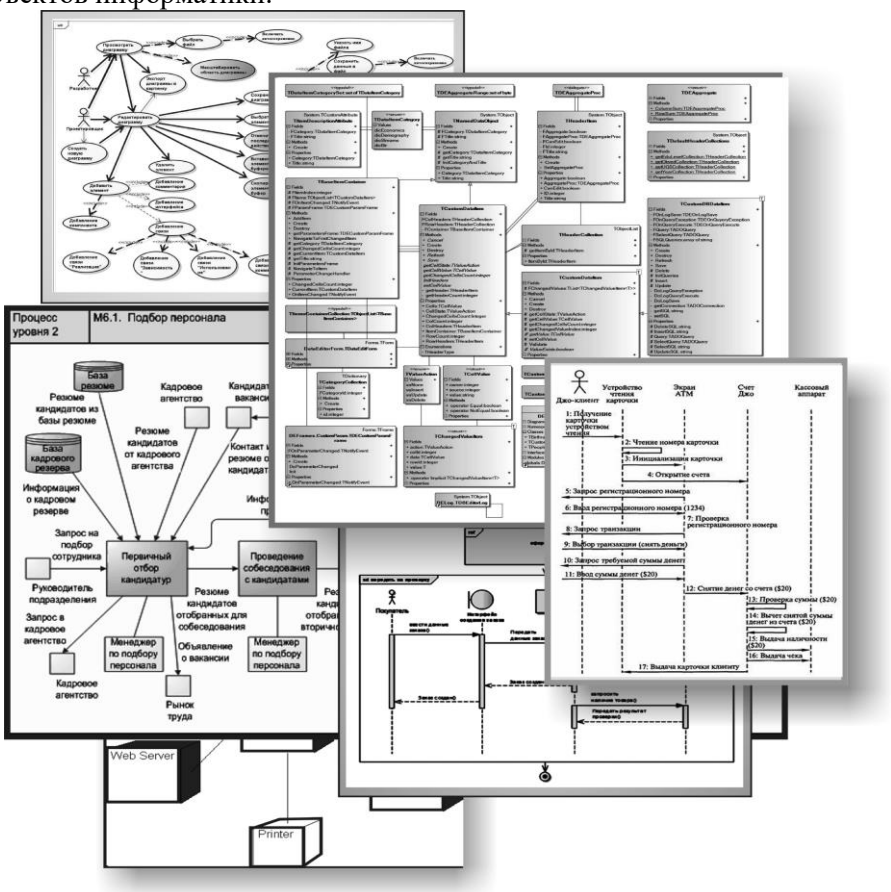


Рис.1.2. Диаграммы языка UML

Более высокий уровень визуализации достигается в предметно-ориентированных средах программирования. В них визуальные образы полностью соответствуют реальным объектам предметной области, а технология программирования близка к сложившимся традициям, принятым в соответствующих предметных областях.

Так, например, для программирования алгоритмов управления технологическими процессами в **SCADA системе TRACE MODE** [24] графически поддержаны все пять языков международного стандарта IEC 61131-3. Среди них есть и визуальные языки **- Techno FBD**, **Techno LD**, **Techno SFC**. Такой широкий диапазон средств программирования позволяет специалисту любого профиля выбрать для себя наиболее подходящий инструмент реализации любых задач АСУ ТП и АСУП.

SCADA система TRACE MODE обладает поддержкой трехмерной графики. В графике SCADA любой графический элемент может изменять свои свойства, размеры и положение на экране в реальном времени в зависимости от параметров, а также служить кнопкой.

Для удобства редактирования сложных мнемосхем в графическом редакторе SCADA поддерживаются слои, видимостью которых можно управлять. Более того, видимостью слоев можно управлять в реальном времени. Это позволяет на одной мнемосхеме отображать по желанию пользователя те или иные подсистемы технологического объекта. Например, можно создать поверх плана сооружения несколько схем-слоев: канализации, отопления, электроснабжения, вентиляции, пожарной сигнализации и т.д., а отображать на экране дисплея только то, что нужно в данный момент.

В SCADA системе TRACE MODE имеется поддержка внешних графических форматов. Анимация и растровые рисунки могут подвергаться произвольной трансформации (поворот, растяжение), причем не только в редакторе, но и динамически. SCADA TRACE MODE обладает собственным генератором отчетов, позволяющим в реальном времени создавать HTML-отчеты. Схематично визуальные возможности системы SCADA представлены на рисунке 1.3.

Система **LabVIEW** (**Lab**oratory **V**irtual **I**nstrumentation **E**ngineering **W**orkbench) [30]— это среда разработки для выполнения программ, созданных на графическом языке программирования «G» фирмы National Instruments (США). LabVIEW используется в системах сбора и обработки данных, а также для управления техническими объектами и технологическими процессами. Идеологически LabVIEW очень близка к SCADA-системам, но, в отличие от них, в большей степени ориентирована на решение задач не столько в области АСУ ТП, сколько в области АСНИ.

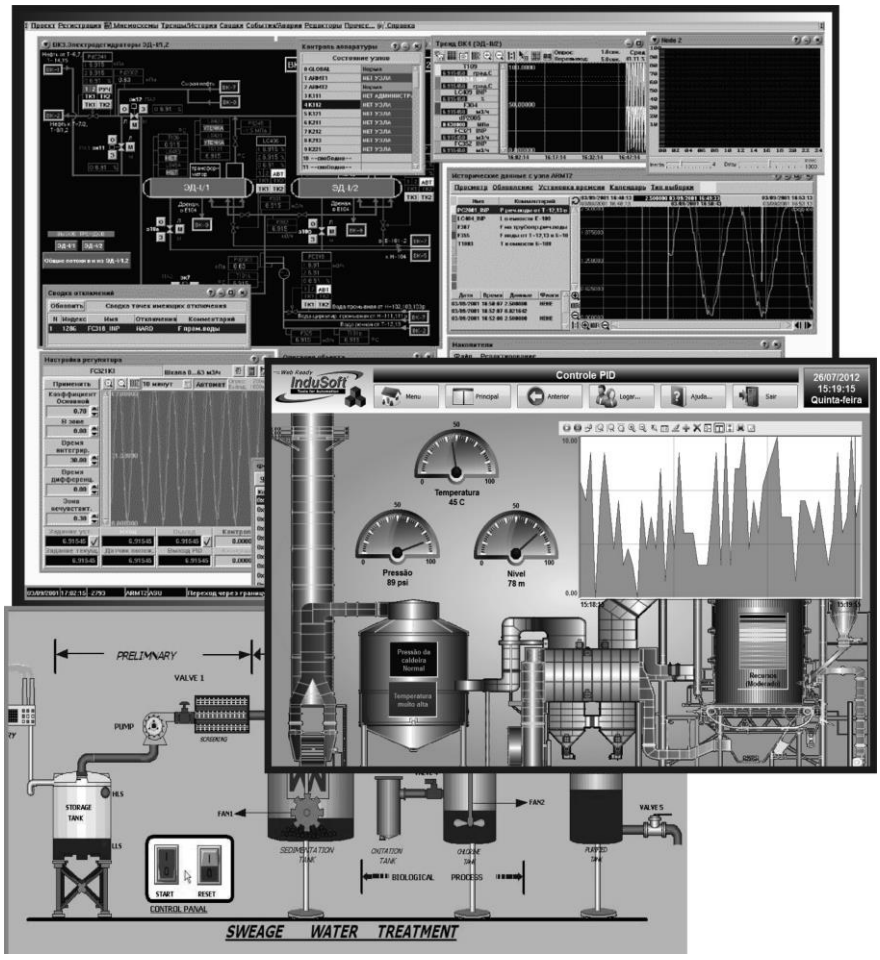


Рис. 1.3. Визуальные образы системы SCADA

Графический язык программирования «G», используемый в LabVIEW, основан на архитектуре потоков данных. Последовательность выполнения операторов в таких языках определяется не порядком их следования, а наличием данных на входах этих операторов. Операторы, не связанные по данным, выполняются параллельно в произвольном порядке.

Схематично визуальные возможности системы LabVIEW представлены на рисунке 1.4.

Большими выразительными визуальными возможностями обладает пакет приложений к MATLAB – **SIMULINK** [13]. Это интерактивная среда для моделирования и анализа широкого класса динамических систем, в которых программирование реализовано в геометрической фор-

ме – в виде блок-диаграмм. Элементами схем являются блоки. Блоки могут быть взяты из библиотек (механика, электротехника, гидравлика и т.п.) или созданы из кода на C, Fortran, Ada. Данный пакет широко используется для проектирования систем управления, цифровой обработки сигналов, коммуникационных систем, имитационного моделирования и т.д. Схематично визуальные возможности системы SIMULINK представлены на рисунке 1.5.

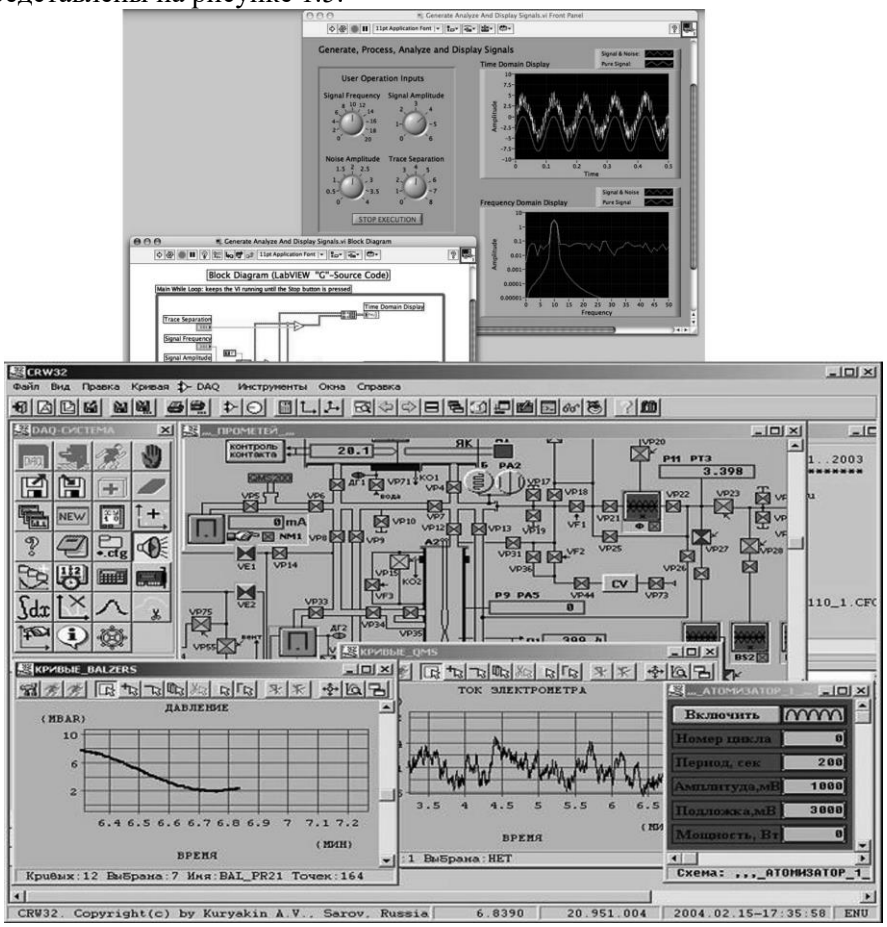


Рис. 1.4. Визуальные образы системы LabVIEW

Перечисленные системы, конечно, не исчерпывают существующие на данный момент времени проблемно-ориентированные среды программирования. Можно было бы привести примеры визуальных языков имитационного моделирования, пакеты построения нейросетевых приложений, системы проектирования газотурбинных двигателей и т.д. В

данном разделе мы останавливались на наиболее ярких и широко используемых представителях визуального стиля программирования.

Что же касается визуализации программирования параллельных вычислений, то эта проблема требует отдельного рассмотрения и будет представлена в следующем разделе.

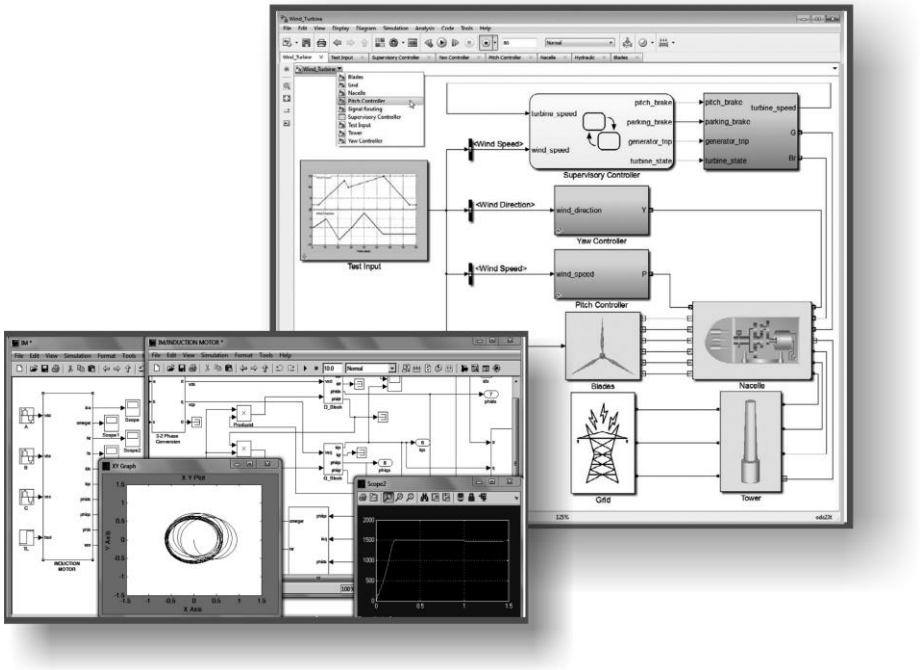


Рис. 1.5. Визуальные образы пакета SIMULINK

1.3. Методы и средства визуального параллельного программирования

Работы в области моделирования и построения параллельных вычислительных процессов можно разделить на два больших направления:

1) **Неявный параллелизм**. Это направление изучает *методы автоматической генерации параллельных вычислительных процессов* на основе их последовательных прототипов (автоматического распараллеливания последовательных вычислительных процессов).

2) **Явный параллелизм**. Разработка методов организации вычислений, изначально ориентированных на реализацию на ЭВМ с параллельной архитектурой.

Исследования в области **автоматического распараллеливания** вычислительных процессов необходимы в связи с наличием большого

объема ранее разработанных методов, алгоритмов и программ для решения различных задач на последовательных ЭВМ. Их реализация на параллельных ЭВМ требует модификации, связанной с распределением данных и вычислений по узлам параллельной ЭВМ, а также с адаптацией под особенности архитектуры конкретной ЭВМ. Этот процесс важно автоматизировать, чтобы максимально сократить его длительность и избавить исследователей - специалистов в различных предметных областях (которые часто являются авторами и пользователями вычислительных программ) от знакомства со спецификой конкретной ЭВМ, на которой программа будет исполняться.

Автоматическое распараллеливание имеет большое значение и при создании новых вычислительных программ. Последовательные алгоритмы удобны и естественны для человека в силу того, что люди привыкли думать и действовать последовательно. Вместе с тем, любая современная ЭВМ обладает определенной степенью параллелизма. Широкое использование многоядерных процессоров в персональных ЭВМ и мобильных устройствах позволяет с уверенностью говорить о том, что в ближайшем будущем степень параллелизма в ЭВМ будет продолжать увеличиваться. В подобных условиях эффективное использование ЭВМ для выполнения пользовательских программ, большинство из которых являются последовательными, становится невозможным без применения методов автоматического распараллеливания.

Различают распараллеливание на уровне выражений и распараллеливание на уровне команд. В первом случае используются свойства математических и логических операций (ассоциативность, коммутативность, дистрибутивность) для изменения порядка вычислений в выражениях. Если в результате такого изменения удается выделить независимые друг от друга фрагменты выражения, то их вычисляют одновременно (параллельно).

При распараллеливании на уровне команд исследуются зависимости между различными участками вычислительного процесса с точки зрения используемых данных и очередности выполнения. Независимые друг от друга участки программы выполняются параллельно.

Работы в области автоматического распараллеливания вычислительных процессов принадлежат таким ученым, как Абрамов С.М. [8], Воеводин В.В., Воеводин Вл.В. [1, 2]. Обычно объектами автоматического распараллеливания являются программы, составленные на одном из универсальных языков программирования.

Отдельной областью исследований в этом направлении является так называемое ***функциональное программирование***, в котором «единственным действием является вызов функции, единственным способом расчленения программы на части является введение имени для функции и задание для этого имени выражения, вычисляющего значение функ-

ции, а единственным правилом композиции — оператор суперпозиции функции». Функциональное программирование позволяет описать вычислительный процесс в декларативном стиле, который, в отличие от «традиционного» императивного стиля написания программ, предоставляет большую свободу для модификации программы на этапе ее трансляции в исполнимый код с целью распараллеливания. Первыми средствами создания параллельных вычислительных процессов на основе функциональных программ были программные системы: FP, Haskell [6], ПРИЗ. Среди современных систем следует отметить Т-систему [17], ПИФАГОР [26], NUT и т.д.

Наряду с несомненными достоинствами, такими как возможность использования ранее разработанных и хорошо отлаженных последовательных программ, сохранение привычного для человека последовательного стиля разработки вычислительных процессов, обеспечение переносимости программ, ***автоматическое распараллеливание*** обладает недостатками. Основным недостатком является ограниченность области применения. К сожалению, не все последовательные алгоритмы допускают эффективное распараллеливание. Иногда сам численный метод, на основе которого построен алгоритм, не допускает распараллеливания.

Для достижения максимальной производительности ПО необходимо уже на этапе разработки алгоритма учитывать параллелизм и явно выделять участки, которые должны выполняться одновременно. Более того, необходимо учитывать архитектуру и особенности конкретной параллельной ЭВМ, на которой будет исполняться программа.

Основные сложности, с которыми сталкиваются исследователи в области построения параллельных вычислительных процессов с ***явным параллелизмом,*** в первую очередь связаны с наглядностью представления вычислительного процесса.

Текстовая нотация, традиционно используемая в математике и программировании, удобна для представления последовательных процессов. Однако последовательная природа самого текста значительно затрудняет восприятие текстового описания параллельных вычислений. На первый план выдвигаются графические способы описания параллелизма.

При разработке визуальных языков параллельного программирования в качестве основного подхода используется рисование графов, как правило, отображающих либо ***поток управления***, либо ***поток данных***. При этом в графических нотациях используются диаграммы и схемы, зачастую заимствованные из «бумажных» технологий программирования, или специально придуманные для данного случая иконические знаковые системы.

Основой для подавляющего количества графических способов представления параллельных процессов является форма представления в виде ***графа***, то есть в виде совокупности вершин (узлов), соединенных между собой дугами (ребрами). В отличие от текстовой формы записи, в которой объекты (символы и слова) образуют *последовательность*, а каждый объект связан только с левым и правым «соседом», графовая форма позволяет наглядно изображать более сложные *взаимосвязи*, поскольку в ней каждый объект может соединяться с несколькими другими объектами. В этом смысле *текстовая форма одномерна*, в то время как *графовая форма – двумерна***.** Возможность варьировать геометрические размеры, форму и цвет вершин, внешний вид и толщину дуг, изменять взаимное расположение вершин без изменения топологии графа значительно увеличивает выразительные возможности графовой формы представления алгоритма программы.

Графические модели обычно представляются ориентированными графами, в которых дуги определяют направление передачи данных или иерархию отношения зависимостей вершин друг от друга. Вершины и дуги снабжаются текстовыми аннотациями, которые именуют их, перечисляют их содержимое или свойства.

Различные графические нотации отличаются друг от друга семантикой, вкладываемой в определения вершин и дуг графа. Основные классы графических моделей параллельных процессов приведены на рисунке 1.6.

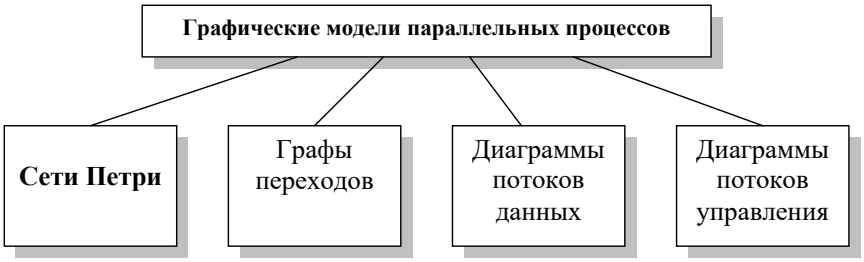


Рис. 1.6. Основные классы графических моделей параллельных вычислительных процессов

Существуют примеры систем (***сети Петри***), где программа на визуальном языке состоит из потока управления, потока данных и множества интерпретаций узлов (то есть процедур, запускаемых при достижении узла). Граф потока управления языка в этом случае обеспечивает представление последовательных потоков, переключение управления, параллелизм и синхронизацию. Параллелизм поддерживается в основном за счет описания того, как несколько маркеров, описывающих по-

ток данных, могут распространяться по графу. Нередко на язык и систему программирования могут возлагаться задачи обеспечения правильности (в частности детерминированности) и эффективности разрабатываемых параллельных программ уже на этапе проектирования и «визуального кодирования».

Возможность формального математического описания сетей Петри в терминах теории множеств, а также достаточно высокий уровень абстрагирования сетей Петри от деталей и особенностей моделируемого процесса определили их широкую популярность для моделирования дискретных динамических систем. Разработаны и подробно изучены свойства множества подклассов сетей Петри, адаптированных к описанию разнообразных классов сложных систем.

Недостатком сетей Петри при описании вычислительных процессов является необходимость перехода к специфическим терминам, используемым в сетях Петри, таким как переходы, места, разметки. Такое преобразование не всегда очевидно. Кроме того, мысленно представить процесс функционирования сети Петри можно только в динамике срабатываний её переходов, например, используя возможности анимации графических объектов. В то время как статическое изображение сети обладает невысокой наглядностью. В качестве примера использования сетей Петри на рисунке 1.7 представлена параллельная модель суммирования элементов матрицы с заданным числом столбцов и произвольным числом строк.

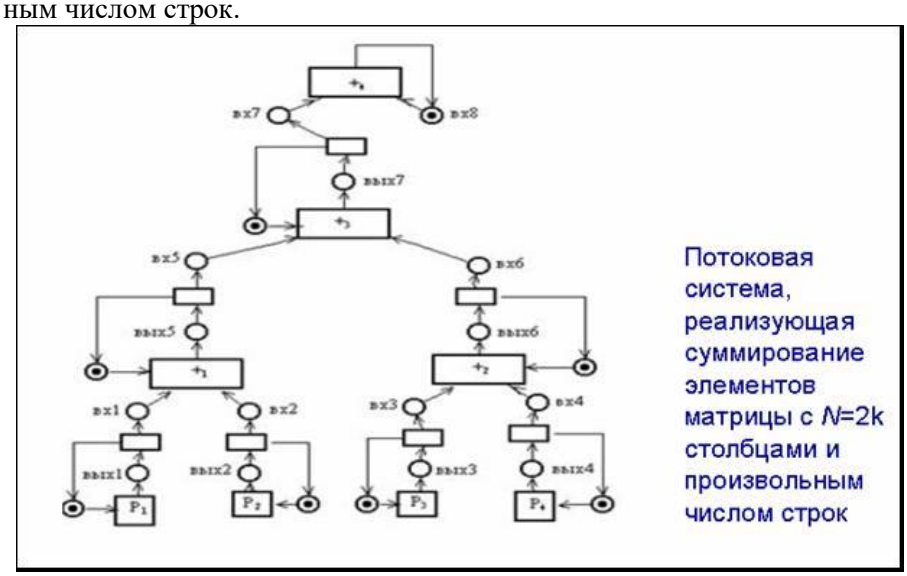


Рис. 1.7. Пример сети Петри

Графы переходов

Графы переходов (диаграммы состояний, диаграммы изменений состояний) представляют собой графическую форму описания конечных автоматов. Вершины графа переходов соответствуют состояниям автомата, а дуги определяют возможные переходы из одного состояния в другое. Традиционно графы переходов используются для описания «последовательных» автоматов, так как одновременные переходы по двум и более дугам, исходящим из одной вершины, считаются запрещенными. Если такие переходы разрешены, то графы переходов, в которых допустимо одновременное существование нескольких «активных» вершин, называются *графами переходов с параллелизмом*. Графические модели на основе графов переходов используются в **SWITCH-технологии** [5] и графическом языке **Statecharts**.

В Институте кибернетики имени В.М.Глушкова ещё в 70-х годах XX века была разработана Р-технология программирования, использующая графическую модель описания алгоритмов, близкую к автоматным и получившую название **Р-схем** [11]. *Р-схема* – нагруженный по дугам ориентированный граф, изображаемый с помощью горизонтальных и вертикальных линий и состоящий из структур с одним входом и одним выходом. Построение Р-схем осуществляется из базовых графических структур двух видов, представленных на рисунке 1.8а. Остальные конструкции получаются с помощью операций последовательного, параллельного и вложенного соединения базовых элементов. Примеры таких конструкций приведены на рисунках 1.8б, 1.8в и 1.8г соответственно. Для Р-схем разработан и введен в действие ГОСТ 19.005-85, определяющий внешнюю форму их представления.

В Р-схемах используются два принципиально различных алфавита для задания логики алгоритма (графический алфавит) и функциональных операторов, связанных с обработкой данных (текстовый алфавит). Задаваемый Р-схемой ориентированный граф заменяет собой операторы управления, представляемые в текстовых языках программирования инструкциями if, while, repeat, case и д.р. Направленная дуга изображает переход из одного состояния вычислительного процесса в другое. Над дугой записывается логическое условие прохождения по дуге, а запись под дугой относится к функциональной составляющей и определяет выполняемые при проходе по дуге действия по обработке данных. Текстовые записи осуществляются на одном из традиционных языков программирования, например С или Паскале.

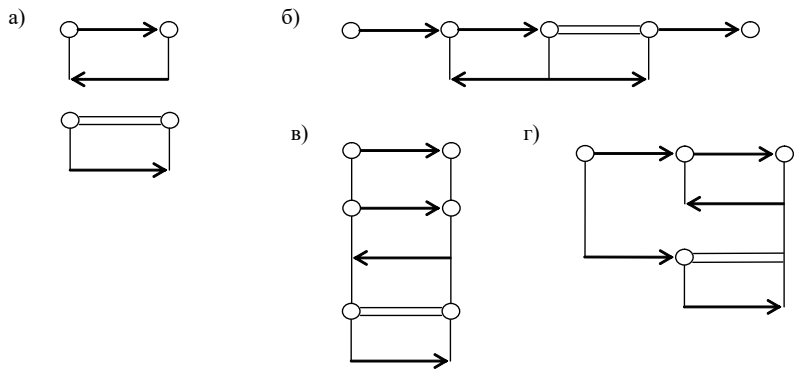


Рис. 1.8. Примеры построения Р-схем

В ранних версиях визуальных языков при проектировании программы на графовых схемах отображалась потенциальная возможность параллельного выполнения кода. Обычно в таких языках параллельные дуги графа изображали потенциально параллельные участки программы. При этом реальное создание эффективного параллельного кода возлагалось не на программиста, а на систему программирования. На следующем этапе развития визуальных языков параллельного программирования графы используются уже для создания настоящей параллельной программы с описанием взаимодействия ее процессов. Во многих случаях такие языки базируются на *диаграммах потоков данных*.

Диаграммы потоков данных

На диаграммах потоков данных можно изобразить процесс порождения данных одним из узлов схемы для нужд других узлов. При программировании сначала рисуется граф потоков данных решения задачи, а на следующем этапе за счет текстовых описаний портов ввода и вывода процесса аннотируются узлы графа (последовательные процессы), а также пишутся правила запуска этих узлов.

Диаграмма потоков данных позволяет наглядно изобразить интерфейс по данным между различными участками вычислительного процесса. Множество входящих дуг каждой вершины определяет ее входные данные. Результаты вычислений, производимых в вершине, передаются по исходящим дугам другим вершинам. Диаграммы потоков данных используются, например, в системах **CODE 2.0**, **Paralex, HiAsm.**

На момент написания данной книги проект HiAsm был наиболее активным из вышеперечисленных проектов. Он развивался более 10 лет и

имел многочисленные применения[35]. HiAsm расширяет смысловую нагрузку дуг. Кроме дуг, по которым между вершинами диаграммы передаются данные, он добавляет дуги, по которым передаётся управление в методы – обработчики событий. По этим дугам могут передаваться данные, формируемые событиями, но в общем случае данные могут отсутствовать. Дуга при этом играет роль дуги передачи управления от вершины, в которой формируется событие, в вершину, в которой событие обрабатывается.

Пример диаграммы, созданной в системе HiAsm, приведен на рисунке 1.9.

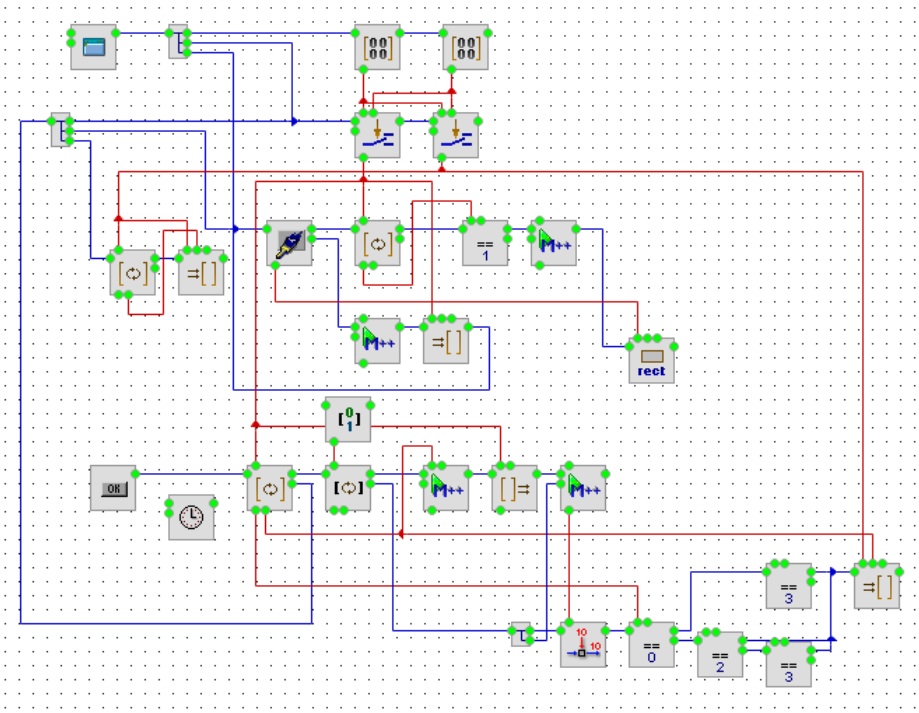


Рис. 1.9. Пример модели программы в системе HiAsm

Диаграммы потоков управления

Диаграммы потоков управления описывают передачу управления между компонентами вычислительного процесса. Модель в этом случае также представляется ориентированным графом, в котором дуги определяют порядок запуска на исполнение вершин графа. Каждая вершина соответствует некоторой последовательности вычислительных операций или другому графу, если модель допускает иерархию. Простейшим

примером таких моделей являются ***блок-схемы***. Достоинством диаграмм потоков управления является наглядность описания вычислительного процесса, а основным недостатком – непрозрачность интерфейса по данным между вершинами. Примерами моделей этого типа являются графический язык системы **HeNCE** [25], **технология графосимволического программирования (ГСП)** [4].

Специфической задачей при работе с параллельными вычислениями является обеспечение согласованной работы параллельных вычислительных процессов (синхронизация). Согласованность работы заключается, во-первых, в корректном использовании множества данных, с которыми одновременно работают несколько вычислительных процессов, а во-вторых, в беспрепятственном выполнении параллельных вычислительных процессов при наличии их взаимного влияния друг на друга.

В последовательном вычислительном процессе в каждый момент времени над любой переменной может выполняться только одна операция, определенная алгоритмом. При параллельных вычислениях одновременно выполняются несколько вычислительных процессов, поэтому возможна ситуация, когда к одной и той же переменной в некоторый момент времени обращаются два или более процессов. При этом один процесс может считывать значение переменной, а другой – изменять его. Если моменты чтения и изменения значения переменной не согласованы между собой, то результат операции чтения непредсказуем.

Для исключения подобных ситуаций разработаны различные механизмы синхронизации параллельных вычислительных процессов: *критические секции, семафоры, мониторы, сообщения*.

1.4. Краткий обзор раздела

Современное программное обеспечение характеризуется высокой сложностью выполняемых функций и значительностью объемов исполняемых кодов. При этом предъявляются высокие требования к качеству ПО и надежности его кодов. За сравнительно небольшой промежуток времени методы и средства разработки ПО прошли эволюционный путь развития, сравнимый с развитием методов проектирования сложных технических систем, что обусловлено необходимостью обеспечения максимальной эффективности процессов проектирования, разработки, эксплуатации и сопровождения ПО на всех этапах жизненного цикла.

Актуальным направлением сокращения сроков проектирования, разработки, модификации, сопровождения ПО и повышения качества про-

грамм является разработка технологических основ комплексной автоматизации перечисленных процессов.

Одним из методов повышения производительности труда программистов является применение графических методов программирования, обеспечивающих более высокий уровень структуризации ПО. Графическая нотация является более наглядной и компактной по сравнению с текстовым описанием. За счет использования графических моделей удается не только сократить время разработки параллельных вычислительных процессов, но и повысить их надежность.

1.5. Контрольные вопросы

1. Какие средства автоматизации проектирования программного обеспечения Вы знаете?
2. Перечислите основные парадигмы программирования, способствующие развитию методов автоматизации разработки программного обеспечения.
3. Что такое визуальное программирование?
4. Классификация средств визуального программирования.
5. Какие визуальные средства разработки программного обеспечения Вы знаете?
6. Перечислите графические языки визуального программирования.
7. Какие основные направления разработки программ, описывающих параллельные вычислительные процессы, Вы знаете?
8. Опишите основные классы графических моделей параллельных вычислительных процессов.
9. Какие графические нотации используются в средстве визуального описания моделей параллельных процессов в сетях Петри?
10. Содержательное наполнение вершин и дуг в диаграммах описания потоков данных.
11. Содержательное наполнение вершин и дуг в диаграммах описания потоков управления.

2 ТЕХНОЛОГИЯ ГРАФОСИМВОЛИЧЕСКОГО ПРОГРАММИРОВАНИЯ

Вопросы повышения эффективности и качества труда программиста в настоящее время приобретают чрезвычайную важность в связи с развитием в мировом сообществе процессов массовой коммуникации. Современные изящные программные средства достигли более высокой эффективности за счет автоматизированной поддержки разных этапов жизненного цикла разрабатываемого ПО.

Впечатляющие успехи в области совершенствования аппаратных средств, в частности технических средств отображения информации, отразились и на программных средствах, используемых при создании ПО. В настоящее время утвердился термин “визуальное программирование”, под которым понимается широкое использование графических средств представления информации. Внешний интерфейс современных инструментальных систем и языков программирования широко использует многооконную технологию отображения информации в стиле Windows, а в самих системах появились развитые инструментальные средства создания и редактирования всех типов ресурсов Windows. Последнее обстоятельство в значительной степени автоматизирует процесс разработки ПО с развитым интерфейсом взаимодействия с пользователем.

Однако, несмотря на наличие развитых визуальных средств представления информации, сам стиль программирования в таких системах по-прежнему остается текстовым, если не считать так называемых “визардов”, предназначенных для автоматизации отдельных технологических операций, связанных с генерацией программных приложений.

Создание визуального (образного) стиля разработки ПО является основным мотивом разработки технологии графосимволического программирования.

2.1 Концептуальная модель ГСП

2.1.1 Основные положения

Технологию ГСП *определим как технологию проектирования и кодирования алгоритмов программного обеспечения, базирующуюся на графическом способе представления программ, преследующую цель полной*

или частичной автоматизации процессов проектирования, кодирования и тестирования ПО.

Данная технология программирования исповедует два основополагающих принципа:

- ***визуальную, графическую форму*** представления алгоритмов программ и других компонент их спецификаций;
- ***принцип структурированного*** процедурного программирования.

В качестве методологической основы для представления алгоритмов в работе используется модель объекта с дискретными состояниями [4]. Основу такой модели составляет предположение о том, что для любого объекта программирования тем или иным способом можно выделить конечное число состояний, в которых он может пребывать в каждый момент времени. Тогда развитие вычислительного процесса можно ассоциировать с переходами объекта из одного состояния в другое. В математике такая концепция в качестве способа абстрагирования плодотворно используется достаточно давно: марковские цепи, теория массового обслуживания, теория формальных грамматик и автоматов, моделирование систем и т.д.

Для уточнения понятия ***состояния***, используемого в работе, определимся с принятой в технологии графосимволического программирования [4] концепцией модели алгоритма. Можно выделить следующие три основных типа универсальных алгоритмических моделей.

Первый тип алгоритмических моделей связывает понятие алгоритма с наиболее традиционными понятиями математики - вычислениями и числовыми функциями. Наиболее известная и изученная модель такого типа - **рекурсивные функции**.

Второй - основан на представлении об алгоритме как о некотором детерминированном устройстве, способном выполнять в каждый отдельный момент лишь примитивные операции. Одним из многочисленных представителей этого типа является **машина Тьюринга**.

Третий - это преобразование слов в произвольных алфавитах, в которых элементарными операциями являются подстановки. Среди моделей этого типа наиболее известны **канонические системы Поста, нормальные алгорифмы Маркова** и т.д.

Для технологии графосимволического программирования наиболее подходящим является первый тип формализации понятия алгоритма*, когда произвольная программа интерпретируется некоторой вычислимой функцией:

$$f_k : in(D) \to out(D),$$

где $in(D)$ - множество входных данных программного модуля f_k, $out(D)$ - множество выходных (вычисляемых) данных программного модуля f_k.

Определим ***граф состояний*** *G как ориентированный помеченный граф, вершины которого - суть состояния, а дугами отмечены переходы системы из одного состояния в другое.*

Каждая вершина графа помечается соответствующей локальной вычислимой функцией f_k. Одна из вершин графа, соответствующая начальному состоянию, объявляется ***начальной вершиной***, и таким образом граф оказывается ***инициальным***. Дуги графа проще всего интерпретировать как *события*.

В технологии ГСП под ***событием*** *понимается любое изменение состояния объекта* ***O****, влияющее на развитие вычислительного процесса.*

На каждом шаге работы алгоритма в случае возникновения коллизии, когда из одной вершины исходят несколько дуг, соответствующее *событие* определяет дальнейший ход развития вычислительного процесса алгоритма. Активизация того или иного события так или иначе зависит от состояния объекта, которое, в свою очередь, определяется достигнутой конкретизацией структур данных *D* объекта ***O***.

Для реализации ***событийного управления*** на графе состояний ***G*** введем множество предикативных функций $P = \{P_1, P_2, ..., P_l\}$.

---

* Более строго данная концепция определения алгоритма исследована для вычислительной модели, названной ***машиной Колмогорова*** [18]. Там же можно найти едва ли не единственное формальное определение понятия ***состояния*** вычислительного процесса. По Колмогорову *состояние* – суть, достигнутая конструктивным объектом в некоторый момент времени, определённая конкретизация структур данных (входных или вычисляемых). Тогда множество состояний – ансамбль конкретизаций структур данных. На каждом шаге итерации реализуется переработка текущего состояния структур данных *D* в новое состояние D^* с помощью некоторой локальной функции $D^* = A_k(D)$. Процесс переработки $D^0 = D$ в $D^1 = A_{k_1}(D^0)$, D^1 в $D^2 = A_{k_2}(D^1)$ и т.д. продолжается до тех пор, пока не появится сигнал о получении решения.

*Под **предикатом** будем понимать логическую функцию $P_i(D)$, которая в зависимости от достигнутых значений данных D принимает значение равное 0 или 1.*

Дугам графа ***G*** поставим в соответствие предикативные функции. Событие, реализующее переход $S_i \to S_j$ на графе состояний ***G,*** инициируется, если модель объекта **O** на текущем шаге работы алгоритма находится в состоянии S_i и соответствующий предикат $P_{ij}(D)$, помечающий данный переход, истинен.

В общем случае предложенная концепция (без принятия дополнительных соглашений) допускает одновременное наступление нескольких событий, в том случае, когда несколько предикатов, помечающих дуги, (исходящие из одной вершины), приняли значение истинности.

Возникает вопрос: на какое из наступивших событий объект программирования должен отреагировать в первую очередь?

Традиционное решение этой проблемы связано с использованием механизма приоритетов. В связи с чем все дуги, исходящие из одной вершины, помечаются различными натуральными числами, определяющими их приоритеты. Отметим, что принятое уточнение обусловлено ресурсными ограничениями, свойственными однопроцессорной ЭВМ.

Существенно, что изображение программ в виде ориентированного помеченного графа естественно для восприятия человеком. Направленная дуга служит очевидным изображением перехода из одного состояния вычислительного процесса в другое, вершина - выполняемой вычислительной функции, а в целом ориентированный граф наглядно представляет все пути, по которым может развиваться вычислительный процесс. В этом случае логические особенности разрабатываемого программного модуля проявляются в характерной для него топологии графа. Можно сказать, что графическое представление программ позволяет задействовать непосредственное образное восприятие, расширяя возможности человека при разработке и анализе сложных программ.

*Определим **универсальную алгоритмическую модель** технологии графосимволического программирования четверкой*

$$M=\langle D,\ \mathfrak{I},\ P,\ \boldsymbol{G}\rangle, \qquad (2.1)$$

где D - множество данных (ансамбль структур данных) некоторой предметной области программирования; $\mathfrak{I}$ *- множество вычислимых функций некоторой предметной области* $f_k(D) \in \mathfrak{I}$*; P - множество предикатов, действующих над структурами данных предметной области D;* ***G*** *- граф состояний объекта* ***O****.*

Под ***предметной областью программирования*** *(ПрОП) будем понимать некоторую среду программирования, имеющую общую цель - разработку программного обеспечения автоматизации расчетов в некоторой области практических интересов (авиационные двигатели, бизнес, медицинские приборы и т.д.),* ***общую область данных*** *и* ***общую область знаний.***

Представленная алгоритмическая модель является универсальной, поскольку допускает описание любых алгоритмов.

Таким образом, в технологии ГСП в качестве универсальной алгоритмической модели предлагается использовать абстрактную модель $M=<D, \mathfrak{I}, P, G>$, основанную на графе состояний.

Граф в данном случае заменяет текстовую (вербальную) форму описания алгоритма программы, при этом:

1. Реализуется главная цель - представление алгоритма в визуальной (графосимволической) форме.
2. Происходит декомпозиционное расслоение основных компонент описания алгоритма программного продукта. Так структура алгоритма представляется графом ***G,*** элементы управления собраны во множестве предикатов ***P*** и, как правило, значимы не только для объекта ***O***, но и для всей предметной области. Спецификация структур данных, а также установка межмодульного информационного интерфейса по данным “пространственно” отделена от описания структуры алгоритма и элементов управления.

Предложенная алгоритмическая модель $M=<D, \mathfrak{I}, P, G>$, в конечном счете, описывает некоторую вычислимую функцию $f_G(D)$ и в этом смысле может служить “исходным материалом” для построения алгоритмических моделей других программ. Последнее означает, что технология ГСП допускает построение иерархических алгоритмических моделей. Уровень вложенности граф-моделей в ГСП не ограничен.

Структура алгоритмической модели $M=<D, \mathfrak{I}, P, G>$ во многом зависит от выбранного способа декомпозиционного расслоения объекта программирования на множество состояний ***S*** и множество событий, определяемых предикативными функциями ***P***. В каждой конкретной предметной области эта задача решается индивидуально и, как правило, не вызывает затруднений.

2.1.2 Онтологии в технологии ГСП

В последнее время в области информационных технологий широко используется онтологический подход к описанию свойств объектов исследования. Многолетний опыт использования технологии ГСП при разработке ПО различного назначения выявил удивительные особенно-

сти её применения. В первую очередь это относится к возможности разрабатывать программы без предварительного этапа создания соответствующей алгоритмической модели, приблизительно так, как это происходит в декларативных языках программирования. В ГСП разработка программы и её алгоритмической модели – единый технологический процесс, который по-своему специфицирует, структурирует и накапливает знания об объекте исследования по мере его разработки. Объяснение этого феномена возможно с позиций онтологического подхода к описанию свойств объектов исследования.

Основоположник онтологического анализа в области информационных технологий Томас Груббер определяет онтологию как «спецификацию концептуализации». При этом под «концептуализацией» можно понимать спецификацию знаний об окружающем мире, т.е. описание структуры Бытия безотносительно к какой-либо инженерной задаче. Для программистов естественнее и ближе понимание концептуализации как построение модели решаемой задачи, т.е. её концептуальной схемы.

Под **формальной моделью онтологии О** часто понимают упорядоченную тройку вида

$$O = < C, R, F >, \qquad (2.2)$$

где C – конечное ***множество понятий*** *(концептов) предметной области, R – конечное* ***множество отношений*** *между понятиями предметной области, F – конечное* ***множество функций*** *интерпретации, заданных на понятиях и/или отношениях онтологии* ***O****.*

Сравним между собой концептуальные схемы (2.1) и (2.2). Множество понятий (концептов) предметной области *C* онтологии ***O*** можно связать с множеством состояний ***S*** модели ***M*** объекта О. Конечное множество отношений ***R*** онтологии ***O*** в технологии ГСП описывается графами состояний G_i. И наконец конечное множество функций интерпретации ***F*** – это множество вычислимых функций $\Im$ и предикатов ***P***.

Фактически, модель алгоритма (2.1) *содержит описание онтологии* разрабатываемого объекта О в данной предметной области. А в совокупности все модели объектов предметной области формируют описание её онтологии. Как правило, множество предикатов и, в меньшей степени, множество вычислимых функций общезначимы для всей предметной области и повторно используются в разных объектах ПрОП.

Данное обстоятельство наделяет технологию ГСП рядом полезных свойств. Кроме удобной для программиста визуальной формы описания модели алгоритма (данные аспекты были уже описаны выше) оказалось, что сформированная средствами ГСП предметная область содержит всю необходимую информацию для автоматической генерации отчетов разрабатываемых программных приложений. Но главной особенностью

данной технологии является возможность построения модели алгоритма без заранее сформировавшейся структуры алгоритма.

В процедурных языках программирования для написания программы решения некоторой практической задачи необходимо первоначально решить задачу, т.е. разработать алгоритм, а затем реализовать его в программных кодах. В технологии ГСП для разработки алгоритма, а следовательно, и кодов программы, достаточно иметь лишь идею решения задачи.

Последнее связано, по-видимому, с присутствием онтологических аспектов в технологии ГСП. При разработке программных приложений в технологии ГСП пользователь описывает онтологию предметной области, вводя для неё новые данные, новые понятия и функциональные отношения по мере изучения объекта программирования, в итоге параллельно формируется и модель алгоритма программы, связывающая все эти понятия.

Отметим ещё одно обстоятельство. Обычно онтологии используются в так называемых интеллектуальных системах (ИС) в интересах обеспечения взаимодействия ИС между собой и с человеком. Здесь онтологии рассматриваются как интерфейсы интеллектуальных систем. И как следствие, возникают задачи разработки стандартов представления данных, процедурных и декларативных знаний, языков описания знаний, а также методов и средств слияния онтологий.

С точки зрения программиста, онтология напоминает систему управления базой данных, с той лишь разницей, что хранятся не данные, а знания. За построение онтологии отвечают одни программные средства, в то время как использование этих знаний - привилегия других программных приложений. Одни программы хранят знания, другие - содержат «движок», позволяющий использовать этих знания, например, делать выводы в экспертных системах, реализовывать интеллектуальный поиск необходимой информации на Web-ресурсах и т. д.

2.2 Базовые модули и типы данных

2.2.1 Типы данных

*Понятие **типа данных T** сигнатуры Σ определим как пару:*

- ***спецификация типа** данных сигнатуры Σ,*
- *соответствующая ей **реализация типа** данных [14].*

Здесь под сигнатурой понимается пара $\Sigma = \langle B, \Omega \rangle$, где B - множество имен-основ (имена базовых типов базового языка программирования или производных от этих типов данных), а Ω есть $\left\langle B^* \times B \right\rangle$ - индекси-

рованное семейство множеств имен операций, B^* - множество всех цепочек элементов множества B.

Например,

$B = \{\text{int}, double, real, \ldots,\},$,

$\Omega = \{+(double, double \to double), + (double, real \to double), \ldots\}$.

В таком определении типа данных отражаются два аспекта: *пользовательский*, когда программист, составляя свою программу, видит тип как спецификацию; и *машинный*, связанный со способом реализации в ЭВМ обозначенного типа данных. Чтобы создать новый тип данного, необходимо построить спецификацию и сделать в ней необходимую реализацию. Для каждого типа данных имеется свой набор операций, гарантирующий “невыпадение” значений данных описанного типа из представленной спецификации.

Типизация данных полезна не только в гносеологическом смысле, как инструмент изучения теории программирования, но и в чисто прикладном аспекте, позволяет избежать большого количества ошибок, поскольку заставляет программиста точно определять все используемые им объекты и лучше контролировать свою программу.

В этом смысле чисто синтаксический аспект спецификации типа данных можно считать недостаточным.

В технологии ГСП понятие типа данных расширено понятием ***интерпретации данного*** [4]. Действительно, во многих предметных областях чисто “языковое” представление типа данного является неполным. Например, в физике в формуле $F = am$ все три компоненты формулы F, a, m имеют естественный языковый тип double с определенными на этом типе операциями (+, -, *, /), однако каждое из перечисленных данных имеет самостоятельную смысловую интерпретацию (для физических параметров она определяется его размерностью): F - сила [н], a - ускорение [м/сек^2], m - масса [*кг*].

Очевидно, что передача в подпрограмму вместо ускорения a (тип double) скорости v (тип double), не вызовет синтаксической ошибки, но приведет к неправильному исполнению программы. Следует отметить, что такого рода ошибки обычно очень сложно распознаются.

В качестве концептуальной основы введения типа интерпретации данного в ГСП предлагается использовать теорию размерности.

Определим ***множество основ типа интерпретации*** *данных* S_{int} *как множество образующих типов интерпретации и их производных.*

Например, для физических задач это множество имеет вид:

S_{int} = {[м], [*кг*], [сек], [м/сек], ... }.

Множество операций в простейшем случае может быть представлено естественными операциями над типами интерпретации $\Omega_{\text{int}} = \{+,-,*,/\}$. При описании типов интерпретации данных базовых модулей необходимо ввести множество аксиом A_{int}, действующих над типами интерпретаций. Множество A_{int} состоит из замкнутых σ-формул. Например, для формулы $F = am$ аксиомой типообразования служит формула: $T_1 = T_2 * T_3$.

Тип интерпретации данного *определим как* $T_{int} = \langle \Sigma_{\text{int}}, A_{\text{int}} \rangle$, *где* $\Sigma_{\text{int}} = \langle S_{\text{int}}, \Omega_{\text{int}} \rangle$. *Таким образом, под типом данного в технологии ГСП понимается пара* $T = \langle \Sigma, \Sigma_{\text{int}} \rangle$.

Если определение некоторого типа данного не расширено семантическим аспектом - описанием типа интерпретации, то считается, что данный тип имеет “пустую” размерность ([ ]). При верификации используемых типов данных в ГСП первоначально проверяется синтаксическая составляющая описания типа, а затем сравниваются типы интерпретации. Спецификация данных в технологии ГСП реализована в виде совокупности таблиц информационного фонда системы. В отдельную таблицу, называемую ***архивом типов данных***, сведены описания всех необходимых атрибутов типов данных, начиная с имени типа, описания родового языкового типа или его редукции, описания типа интерпретации, и заканчивая описанием области возможных значений (доменов).

2.2.2 Базовые модули

В качестве исходного строительного материала в технологии ГСП выступают две категории: *базовые модули* (подпрограммы) и *типы данных*. **Базовые модули** представляют собой перечень локальных вычислимых функций, на основе которых порождаются все объекты технологии ГСП (акторы, агрегаты и предикаты). **Типы данных** описывают синтаксический и семантический аспекты строения данных, используемых в базовых функциях, а также и в объектах технологии ГСП.

Порождение первоначального множества вычислимых функций (базовых модулей) производится на любом из существующих языков программирования, например, на языке С++.

Программирование представляет собой сложный *интеллектуальный процесс*, естественное развитие которого в 70-х годах привело к возникновению нового понятия - методологии программирования. Научное направление, символизируемое Дейкстрой, Виртом, Хоаром, в рамках структурного программирования развивает теорию программирования как методологию понимания сложных проблем. Обилие “технических”

трудностей в программировании возникает всякий раз при решении конкретных практических задач, которые по Б.Мейеру [16] связаны одновременно с ограничениями, внутренне присущими человеческому уму, и с общей проблемой передачи идей и разделением труда.

Основной задачей методологии программирования является сведение при помощи систематической декомпозиции задач очень большой сложности к комбинации простых задач, чтобы при этом синтез решений было легко реализовать. Для того чтобы построить программу, необходима стратегия декомпозиции. Однако остается уточнить, каким должен быть основной элемент в построении программы, т.е. единица декомпозиции.

Наиболее простой классический ответ заключается в том, чтобы рассматривать элемент программы, определенный своими входами и выходами, т.е. подпрограмму. Подобная концепция вводит понятие **модуля**. Можно выделить два подхода к интерпретации этого понятия.

Первый - определяет модуль как замкнутую программную единицу с набором инициирующих входов и указателей выходов, которую можно вызывать из любого другого модуля программы и отдельно компилировать.

Второй - связывает понятие модуля с данными, которыми он оперирует. Такой подход во многом обусловлен решением сложной проблемы распределения ответственности: какой программный модуль должен обеспечивать основное управление набором данных, используемых многими программными единицами? Эта проблема приводит к стратегии декомпозиции, основанной на понятии **модуля данных** в большей степени, чем на понятии *программного модуля*. С этих позиций модуль есть ***структура данных***, доступная извне только при помощи некоторого набора программ (методов).

В этом случае модуль превращается в активный элемент (объект), обладающий всем множеством *операций* (*методов*) своего класса, а составление программы происходит в терминах взаимодействующих объектов, где активные элементы - именно объекты, а не использующие их процессы. Таким образом, речь идет о необходимости считать программу не совокупностью процессов, обрабатывающих данные, а совокупностью активных “машин”, взаимодействующих между собой. На практике это направление получило распространение в так называемых *объектно-ориентированных языках* программирования.

Таким образом, перечисленные выше подходы к определению понятия *модуля* порождают две стратегии декомпозиции задачи построения программы и в конечном итоге - альтернативные парадигмы программирования. Интересно, что в объектно-ориентированном программировании методология программирования поставлена во главу угла, поскольку успех программирования в этом стиле во многом зависит от

корректности выполнения операции “расслоения свойств” предметной области, для которой разрабатывают программы [12]. В объектно-ориентированном подходе программная таксономия проводится всегда либо осознанно, либо стихийно. Методы структурного программирования настоятельно рекомендуют проводить предварительный модульный анализ предметной области, однако на практике благие намерения редко реализуются.

*Под **модулем** будем понимать независимую программную единицу, реализующую определенную функцию в процессе преобразования некоторого агрегата данных*.

Довольно часто по разным причинам ограничивают размеры модуля, например, из соображений удобства его редактирования или из соображений сокращения времени трансляции и т.д. В технологии ГСП размеры базовых модулей ограничены соображениями возможности проведения полного цикла тестовых испытаний.

2.2.3 Типы модулей

*Введем понятие **типа модуля (вычислимой функции)** как обобщение понятия типа операции, которое определим как множество отображений из области определения функции в область её результата.*

Причем областью определения функции считается декартово произведение множеств значений нескольких типов данных (типов формальных параметров), областью результатов - множество значений некоторого одного типа данных. При этом тип функции изображается $T_1, T_2, ..., T_n \to T_p$, где $T_1, T_2, ..., T_p$ - типы формальных параметров и результата вычислений рассматриваемой функции.

С каждым типом функции (подпрограммы) связывают две операции: создания функции и аппликации функций к своим аргументам. Первая операция в языках программирования связана с изображением функции в виде: заголовок функции плюс тело функции. Вторая операция - в виде обращения к функции.

В теории программирования подпрограммы - одно из фундаментальных средств абстрагирования и искусственного расширения возможностей любого языка. Однако правила реализации первой из перечисленных выше операций - составления тела подпрограммы, обычно синтаксически неотличимы от правил кодирования основного текста программы. Последнее достигается за счет введения понятия формальных параметров. В то время как между основной программой и подпрограммами имеет место существенная разница.

При разработке основной программы преследуется конкретная практическая цель, например, произвести расчеты некоторого технического устройства, физического явления, математических формул и т.д. При этом *данным*, используемым в программе, “придается” вполне конкретный смысл (давление, скорость, пропускная способность и т.п.). В подпрограммах формальные параметры лишены конкретной смысловой нагрузки.

Действительно, в подпрограммах важен лишь тип параметра и порядок его использования, а “осмысление” назначения параметров возникает только после их аппликации к фактическим параметрам. Например, процедура, реализующая формулу $A = B*C$, в одной интерпретации типов данных вычисляет силу F по заданным ускорению a и массе m материальной точки ($F = a\ m$), в другой - путь S, по заданной скорости V и времени t ($S = V\ t$). Таким образом, подпрограмму можно рассматривать как описание абстрактного типа вида B: $T_1, T_2, ..., T_n \rightarrow T_p$, в котором в теле подпрограммы реализуются операции над типами данных. В современных языках программирования такая интерпретация понятия подпрограммы присутствует незримо, например, в языке C++ в заголовке подпрограммы необходимо указывать кроме имен формальных параметров их типы, а в предописании подпрограмм перечисляются только типы параметров.

В технологии ГСП исходные, модифицируемые данные и результаты вычислений базовых модулей размещаются в списке типов данных реализуемой функции, поэтому тип базового модуля определим как отображение типов данных из области определения на область их значений $B: T_{i_1}, T_{i_2}, ..., T_{i_n} \rightarrow T_{j_1}, T_{j_2}, ..., T_{j_m}$, которые реализуются в соответствии с принятыми в B операциями над типами данных.

2.3 Объекты технологии

В технологии ГСП в качестве программных единиц рассматриваются ***объекты.*** По способу порождения и функциональному назначению различают три типа объектов: ***акторы, агрегаты и предикаты***. Все они имеют конкретный содержательный смысл и действуют в рамках предметной области программирования (ПрОП).

В предметной области, как правило, заранее уже определен терминологический словарь данных (параметров, переменных или констант). Так, например, в теории газотурбинных двигателей перечень параметров, их обозначение и содержание регламентировано государственными стандартами, которые во многом унифицированы с международными

стандартами. Аналогичное положение дел имеет место в самолетостроении, ракетостроении, радиоэлектронике и т.д.

Программирование в рамках технологии ГСП начинается с утверждения и формирования так называемого ***словаря данных*** ПрОП, который служит целям каталогизации данных ПрОП, спецификации их семантики и областей значений.

Словарь данных *представляет собой таблицу, в которой каждому данному присвоено уникальное имя, задан тип, начальное значение данного и краткий комментарий его назначения в ПрОП.*

Технология ГСП поддерживает жесткие стандарты на описание и документирование программных модулей, представление и поддержку информационного обеспечения программных модулей предметной области. Таким образом, в каждой предметной области строится единая информационная среда, позволяющая унифицировать процессы проектирование и кодирования программных модулей разными разработчиками.

Кроме словаря данных и каталога типов данных информационную среду определяют объекты ГСП. *Под объектом понимается специальным образом построенный в рамках технологии ГСП программный модуль, выполняющий определенные действия над данными ПрОП.*

2.3.1 Актор

Одним из объектов технологии ГСП является **актор**♦. Актор формируется из *базового модуля* путем привязки абстрактных типов данных базового модуля к данным предметной области. По сути дела, *актор* порождается в результате аппликации базового модуля к своим аргументам (операция конкретизации над типом базового модуля).

Актор производит те же действия, что и породивший его базовый модуль, но над конкретными данными ПрОП. В отличие от базовых модулей, каждый актор является содержательным программным модулем, который выполняет понятные функции в рамках заданной предметной

♦Понятие *актора* в технологию ГСП было введено в 1985 году. На сегодняшний день термин *актор* трактуется в более широком смысле: как фундаментальная единица вычислений, реализующая обработку, хранение и коммуникацию. Причем под коммуникацей и обработкой понимается способность актора реализовать обмен сообщениями, а под хранением - его способность иметь состояние. Для парадигмы последовательного программирования в ГСП понятие актора рассматривается как фундаментальная единица вычислений (вычислительная сущность), связанная с определенным состоянием предметной области. В то же время, в параллельной версии ГСП актор реализует в том числе и обработку, и коммуникацию.

области. Акторы в технологии ГСП реализуют отображение над множеством данных предметной области: $A_k : D_k^{in} \to D_k^{out}$, где $D_k^{in} = \{d_1^{in}, d_2^{in}, ..., d_n^{in}\}$ - множество входных данных актора A_k, $D_k^{out} = \{d_1^{out}, d_2^{out}, ..., d_n^{out}\}$ - множество выходных данных актора A_k. Множества D^{in} и D^{out} образуют в совокупности полное множество данных некоторой предметной области (словарь данных): $D = D^{in} \bigcup D^{out}$.

Один базовый модуль может породить множество акторов. В данном случае проявляется свойство параметрического полиморфизма базовых модулей технологии ГСП.

Между базовым модулем и актором осуществляется односторонняя связь типа “один ко многим”. Каждый актор имеет свой прототип в виде базового модуля, а на его основании можно построить один или несколько акторов. Это свойство полиморфизма объектов позволяет избежать избыточности при порождении новых акторов, которые различаются между собой только привязкой к данным. Другими словами, на основе одного отлаженного и оттестированного базового модуля за счет механизма автоматизированной привязки по данным можно построить несколько корректных акторов, что позволяет значительно повысить уровень надежности порождаемых программных кодов.

Порождение актора производится путем формирования так называемого ***паспорта*** объекта. Процедура паспортизации базового модуля заключается в установке соответствия между списком типов данных базового модуля и данными предметной области таким образом, что каждому формальному параметру (типу данных) ставится в соответствие конкретное данное ПрОП.

Соответствие между базовым модулем B_i и актором A_j порождает соответствие между подмножеством типов T_i данных и подмножеством самих данных D_j предметной области:

$$\begin{cases} B_i(T_i^{in}, T_i^{out}) \to A_j(D_j^{in}, D_j^{out}), \\ T_i = (T_i^{in}, T_i^{out}) \to D_j = (D_j^{in}, D_j^{out}). \end{cases}$$

В этом случае абстрактные операции над типами данных базового модуля превращаются в конкретные функциональные преобразования данных ПрОП, т.е. формируется локальная вычислимая функция предметной области.

Сформированное отношение *(паспорт* актора) оформляется как таблица БД (обозначим его $P(t,d)$) информационного фонда ГСП, содер-

жащая перечень имен формальных параметров и соответствующих им имен данных ПО с указанием способа получения ими своих значений.

По способу получения своих значений данные в паспорте делятся на три группы:

1) **инициируемые** (импортируемые) данные (I), которые должны принять значения до их использования объектом;

2) **вычисляемые** (экспортируемые) данные (V), которые впервые получают свои значения в процессе выполнения объекта;

3) **модифицируемые** (изменяемые) данные (M), которые образуются путем пересечения множеств инициируемых и вычисляемых данных.

При регистрации базового модуля в ПрОП автоматически порождается дубликат базового модуля, имеющего стандартную форму информационного интерфейса:

```
<имя объекта>(<указатель на структуру данных ПрОП>);
```

Произвольный базовый модуль, разработанный на языке C++, например:

```
B(t1, t2,...,tn)
  { тело базового модуля; }
```

в процессе регистрации превращается в модуль стандартного вида:

```
B~(void *G)
{ return(B(<тип t1> G.D1, <тип t2>G.D2, <тип tn>G.Dn));}
```

Для стандартизованной формы базового модуля операция конкретизации типов данных сводится к процедуре формирования списка фактических параметров, который определяется паспортом порождаемого актора. В этом смысле паспорт актора и базовый модуль полностью определяют актор ПрОП. На рисунке 2.1. показана схема порождения *акторов* расчета таких узлов авиационного двигателя, как вентилятор и компрессоры высокого и низкого давления, путем привязки типов данных абстрактной вычислительной схемы, “заложенной” в соответствующем базовом модуле.

2.3.2 Предикат

В процессе реализации алгоритма в рамках технологии ГСП передача управления между объектами осуществляется с помощью управляющих объектов-предикатов. Формально предикат представляет собой отображение из множества данных предметной области на множество логических значений “истина” или “ложь”:

$$P_k : (d_1, d_2, \dots , d_m) \to \{ 0, 1 \}.$$

Отличие предиката от актора заключается в том, что предикат не может производить преобразование над данными, то есть все его данные являются входными: $(d_1, d_2, \dots , d_m) \in D^{in}$.

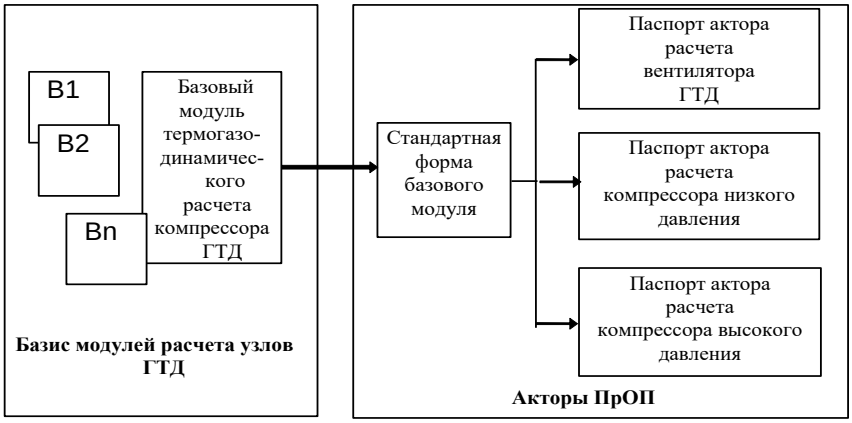


Рис. 2.1. Порождение акторов в предметной области

Технологически порождение предикатов ничем не отличается от процедуры порождения акторов. Первоначально строится базис абстрактных логических функций, действующих над типами данных. Множество предикатов ПрОП строится из абстрактных логических функций в результате аппликации их типов данных к данным ПрОП, т.е. в результате паспортизации типов данных логических функций.

Рассмотрение *акторов* и *предикатов* как различных категорий *объектов* ГСП обусловлено не только особенностями реализуемых ими типов отображений, но и, что особенно важно, их ролевыми назначениями.

Акторы, являясь локальными вычислимыми функциями, реализуют преобразование данных ПрОП, в то время как предикаты, являясь функциями управления вычислениями, образуют базу знаний для всей предметной области, т.е. они общезначимы для любых программ, разрабатываемых в рамках ПрОП.

2.3.3 Агрегат

Объекты (акторы или предикаты) служат исходным материалом для визуального программирования. Результатом визуального программирования являются агрегаты. **Агрегат**♦ создается в форме графа, в котором объекты ПрОП играют роль вершин и дуг. Дуги - предикаты, а вершины - акторы или агрегаты. Дуги графа определяют передачу управления от одной вершины к другой.

*Формально **агрегат** представляет собой помеченный ориентированный граф с входной (корневой) и несколькими выходными (концевыми) вершинами:*

$$G = \{ F, P \},$$

где $F = \{ A_1, A_2, \ldots , A_n \}$ *- множество акторов, которые являются вершинами графа,* $P = \{ P_1, P_2, \ldots , P_m \}$ *- множество предикатов, которые представляют дуги графа.*

Корневой вершиной графа A_i является такая вершина, из которой есть маршрут по графу в любую другую вершину и которая помечена как корневая. Из этой вершины начинается выполнение алгоритма, реализованного агрегатом. Аналогично определяется **концевая вершина** A_n - это вершина, в которую есть маршрут из любой другой вершины и которая не имеет исходящих дуг-предикатов. Концевых вершин на графе может быть несколько, если все они удовлетворяют поставленным условиям.

Развитие вычислительного процесса в агрегате происходит путем передачи управления из одной вершины в другую, начиная с корневой. Этот процесс может быть завершен по двум причинам: либо достигнута концевая вершина графа, из которой нет исходящих дуг, либо из текущей вершины отсутствуют разрешенные другими предикатами переходы в другие вершины. Если в процессе передачи управления сложилась ситуация, когда истинными одновременно являются несколько предикатов, то управление будет передано по предикату, имеющему наибольший приоритет.

При таком подходе между агрегатом в технологии ГСП и блок-схемой алгоритма существуют аналогии. Отличие заключается в том, что агрегат не имеет специальных управляющих блоков (условие или выбор), и передача управления всегда осуществляется посредством проверки предиката, который в частном случае может быть тожде-

---

♦ В ГСП термин *агрегат* был заимствован из теории сложных систем (см. Бусленко Н.П., Калашников В.В., Коваленко И.Н. Лекции по теории сложных систем. М.: Сов. Радио, 1973) как удобная схема для описания широкого класса алгоритмических моделей.

ственно истинным. Это упрощает визуальный анализ алгоритма, за счет чего можно сократить число структурных ошибок. Например, ошибок, связанных с переусложненной структурой (неправильно вложенные циклы, неверная передача управления и т.п.), либо ошибок, вызванных противоречиями в самом графе (непредусмотренные циклы).

В отличие от акторов и предикатов, которые полностью определяются своими паспортами, при порождении агрегата с помощью специального компилятора формируется текст нового объекта ПрОП, который после трансляции заносится в библиотеку объектных модулей ПрОП.

2.3.4 Объекты типа “inline”

Опыт эксплуатации первой версии системы GRAPH показал, что достаточно часто возникает необходимость порождения небольших объектов, состоящих из одного-двух операторов базового языка программирования. Это всевозможные счетчики типа I = I + 1, отладочные печати, простые логические условия типа A<B, A=10 и т.д. Разработка соответствующих базовых модулей с последующей паспортизацией до уровня объекта - дело неблагодарное. В связи с этим, в технологию ГСП была введена возможность порождения актора или предиката, минуя стадию разработки базовых модулей, которые получили название объектов типа “inline”. Все модули “inline” жестко привязаны к данным ПрОП, а стандартизированная форма программного модуля автоматически компилируется в процессе его порождения.

2.4 Модель межмодульного интерфейса

Проблема передачи информации от одной программы к другой традиционно представляет собой одну из наименее популярных проблем в среде программистов и одну из проблем, которая служит источником *наибольшего количества ошибок* в разрабатываемом программном обеспечении. Здесь следует выделить четыре аспекта:

1. Проблема, связанная с реализацией *механизма доступа* подпрограмм к необходимой информации. Суть ее сводится к выяснению воздействий, производимых на передаваемые подпрограмме фактические параметры, и возможной модификации значений, соответствующих формальным параметрам в теле подпрограммы .

2. Проблемы *распределения и управления* памятью ЭВМ.

3. Проблема *отладки* межмодульного информационного интерфейса, которая связана с декларативным стилем его построения, когда операторы объявления типов данных, самих данных, выделение оперативной памяти под данные, а также указание областей их действия “размазаны”

по тексту программы. В таких условиях идентификация ошибок в информационном интерфейсе превращается в нетривиальную задачу.

4. Проблема *массовости* используемых данных. Современное программное обеспечение характеризуется большой сложностью и значительными размерами. Количество данных, используемых программой, нарастает комбинаторными темпами. Естественно, что большие объемы циркулирующей в программах информации ставят новые задачи по их управлению.

Анализ ситуации показал, что значительная часть трудностей связана со слишком большими возможностями, которые имеются в языках программирования для построения межмодульных интерфейсов.

Решение обозначенных проблем лежит в плоскости систематизации и введения разумных ограничений на способы и методы построения межмодульного информационного интерфейса, а также в плоскости разработки средств автоматизации построения таких интерфейсов.

Так, например, на языках управления базами данных (допустим, FOXPRO) обмен информацией между подпрограммами обеспечивается за счет реализации механизма глобального описания переменных, если не учитывать возможность обмена данными через таблицы базы данных.

В языках, ориентированных на объекты, новая парадигма программирования невольно отделила описание структур данных (классов) от подпрограмм, их использующих (методов). В новых концепциях основное внимание программиста сосредоточено на формировании модели данных описываемого объекта, чем обеспечивается более высокий уровень надежности разрабатываемых программ. Не менее важен факт автоматического порождения поколений данных при создании новых объектов. Однако дела обстоят благополучно до тех пор, пока построенная “пирамида” классов удовлетворяет поставленным перед программистом целям и задачам. Любые, даже незначительные изменения, например, в целевых установках на разрабатываемое программное обеспечение или в моделях используемых структур данных требуют серьезного изучения иерархии классов, их свойств и методов и, в конечном итоге, значительных усилий на модификацию классов.

В то же время, в языке ПРОЛОГ проблема организации информационного интерфейса вообще отсутствует, поскольку в концепциях языка заложены идеи логического вывода целевых условий в соответствии с аксиоматикой предметной области, а не выполнения процедурных действий над данными. При этом все операции, выполняемые над данными, скрыты (осуществляются автоматически) от пользователя. Вероятно, благодаря именно этой особенности, язык ПРОЛОГ позволяет строить на редкость надежные программные коды в очень короткие сроки.

В технологии ГСП вводится стандарт на организацию межмодульного информационного интерфейса. Стандарт обеспечивается выполнением пяти основных правил:

1. Вводится единое для всей предметной области хранилище данных, актуальных для ПрОП - **общая память**. Полное описание данных размещено в **словаре данных** ПрОП. Любые переменные, не описанные в *словаре данных*, считаются локальными данными тех объектов ГСП, где они используются.

2. В пределах ГСП описание типов данных размещается централизовано в **архиве типов** данных.

3. В базовых модулях в качестве механизма доступа к данным допускается только передача параметров **по адресам данных**.

4. Привязка данных к объектам ПрОП реализована в **паспортах** объектов ПрОП.

5. В технологии ГСП не рекомендуется использовать иные способы организации межпрограммных связей по данным.

Предложенный стандарт позволяет полностью отделить задачу построения межмодульного информационного интерфейса от кодирования процедурной части программы, а также частично автоматизировать процессы построения информационного интерфейса.

С информационной точки зрения каждый объект ГСП f_i представляет собой функциональное отображение области определения объекта D_i^{in} на область значений D_i^{out}:

$$f_i : D_i^{in} \to D_i^{out}.$$

В общем случае $D_i^{in} \bigcap D_i^{out} \neq \varnothing$ (в объекте могут быть модифицируемые данные) и $D_i^{in}, D_i^{out} \in D$, где D - полная область данных ПрОП. Для двух произвольных объектов ПрОП f_i и f_j в общем случае справедливо: $(D_i^{in} \bigcup D_i^{out}) \bigcap (D_j^{in} \bigcup D_j^{out}) \neq \varnothing$.

Формально сущность проблемы организации передачи данных между объектами в рамках некоторого модуля-агрегата f_Σ можно определить как задачу построения области данных агрегата f_Σ - $D_\Sigma = D_\Sigma^{in} \bigcup D_\Sigma^{out}$ и установления соответствий между данными $D_\Sigma = \{d_1, d_2, ... d_{n_\Sigma}\}$ и данными $D_i = \left\{ d_1^i, d_2^i, ..., d_{n_i}^i \right\}$ объектов $f_1, f_2, ..., f_m$, из которых составлен агрегат f_Σ (см. рис.2.2).

В традиционном программировании любое, даже незначительное изменение структур данных в модулях, вызывает необходимость “ручной” переделки соответствующих информационных связей ρ_j. В технологии ГСП этот процесс автоматизирован за счет использования отношений ρ_j, описанных и хранящихся отдельно от программной реализации объекта в «паспортах» модулей.

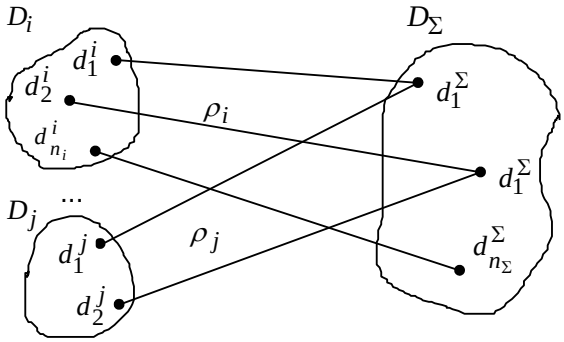


Рис.2.2. Информационный межмодульный интерфейс

Отношение ρ_j в ГСП формируется “паспортизацией” типов данных базовых модулей, т.е. за счет “опредмечивания” формальных параметров базовых модулей. В этом смысле отношение ρ_j является по сути “паспортом” модуля и вместе с базовым модулем определяет понятие актора или предиката (см. рис. 2.2).

2.5 Управление вычислительным процессом

В технологии ГСП (для объектов - агрегатов) в зависимости от стиля программирования (последовательного или параллельного) используются различные схемы управления вычислительным процессом. Каждому стилю программирования соответствует собственная схема управления в агрегате при незначительных изменениях в синтаксисе изображения агрегата.

Объекты, порожденные из базовых модулей (акторы), управляются в соответствии с правилами, принятыми в базовом языке программирования. Синтез агрегата происходит на основе его графического изображения, представленного соответствующими структурами данных, которые хранятся в информационном фонде технологии ГСП.

В ГСП агрегат фактически состоит из двух компонент:

- универсальной управляющей программы **граф-машины** (ГМ), которая в соответствии со структурой графа управления каждого из

агрегатов управляет развитием вычислительного процесса на агрегате ПрОП;

- **структур данных описания графа** управления каждого из агрегатов.

Централизация функций управления в рамках одной программы (граф-машины) на самом деле очень удобное решение, поскольку позволяет:

- контролировать вычислительный процесс в целом. И, в случае нештатных ситуаций, принимать системные решения;
- реализовать сбор статистической информации о характеристиках надежности каждого из модулей, вычислительной сложности модулей, маршрутах развития вычислительного процесса и т.д.

Для описания структуры данных графа используется оригинальный способ представления графа с помощью так называемых структур смежности графа на смежной памяти. Введем две структуры, предназначенные для описания вершин графа и дуг переходов на графе:

```
typedef struct _ListTop    typedef struct _ListGraf
     {  char NameT[9];          {char NameA[9];
             int                  int NambArc;
FirstDef;                          int NambTop;
    int  LastDef;                  int ArcType;
     } DEFTOP;                  } DEFGRAF;
                            DEFTOP     ListTop[6];
                            DEFGRAF  ListGraph[8];
```

В массиве ListTop каждой вершине массива ставится в соответствие участок массива ListGraph, на котором последовательно перечислены смежные с ней вершины графа. Начало и конец участка определяют параметры FirstDef и LastDef. В массиве ListGraph хранится описание дуг графа (NameA – имени дуги, ArcType – типа дуги) и номера вершины графа NambTop, смежной с родительской вершиной. При этом номер вершины совпадает с номером элемента массива ListTop, где приводится полное описание вершин графа. Такой способ представления графа позволяет организовать быструю навигацию по структуре ориентированного графа в граф-машине GM. Например, для графа, представленного на рисунке 2.3, соответствующие массивы показаны на рисунке 2.4. Кодом «-77» отмечена концевая вершина.

Таким образом, содержательно агрегат состоит из декларирующей части, в которой описываются используемые в нем объекты вместе с графом управления создаваемого модуля, а также вызова граф-машины, управляющей вычислительным процессом (см. рис. 2.5). Вычислительный процесс развивается под управлением GM в соответствии с информацией, “заложенной” в управляющих структурах данных агрегата.

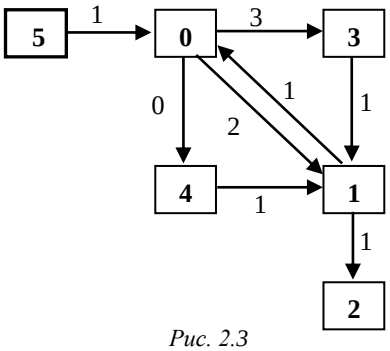


Рис. 2.3

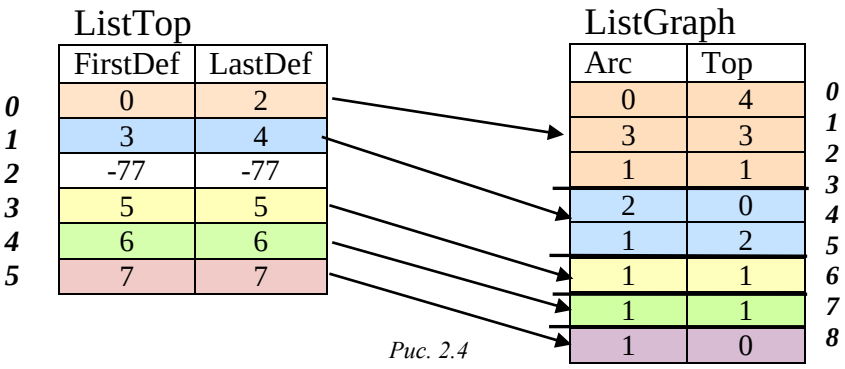


Рис. 2.4

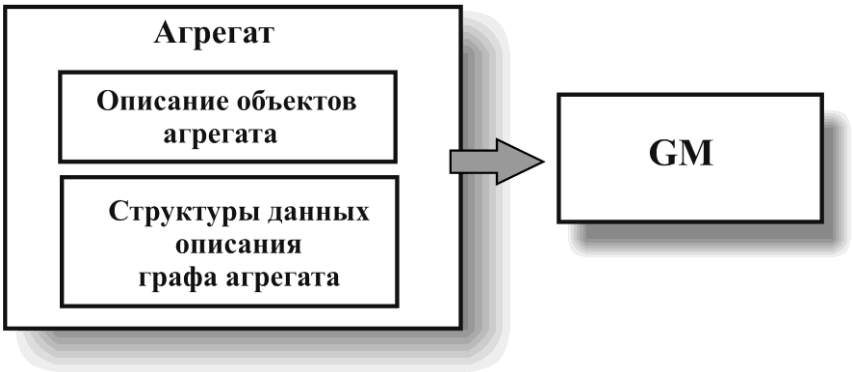


Рис. 2.5. Функциональная схема агрегата

В этом смысле работа *граф-машины* напоминает функционирование машины Тьюринга, в которой лента заменена управляющими структурами данных.

Последовательное программирование в технологии ГСП реализуется механизмом, который определяется как механизм ***интеррогативного управления***.

В основе такого управления лежит представление о том, что граф-машина GM способна обеспечить постоянную проверку условий перехода граф-программы из одного состояния в другое. Логика развития вычислительного процесса в этом случае определяется логикой изменения значений системы предикативных функций, разрешающих или запрещающих переходы программы из одного состояния в другое.

В каждый конкретный момент времени граф-машина GM находится в одной из вершин графа (в состоянии выполнения соответствующего объекта граф-программы), которую будем называть *текущей вершиной графа*.

Управляющая программа GM на каждом шаге работы обеспечивает переход из текущей вершины A_k в вершину, инцидентную ей, например, как это показано на рис. 2.6 - в одну из вершин списка $A_{i_0}, A_{i_1}, \ldots, A_{i_L}$. Переход возможен, если соответствующий предикат $\mathrm{P}_{i_k}^{k}$ принял значение ”истина” (“1”). Во избежание неоднозначности при реализации перехода, в случае, когда одновременно несколько предикатов приняли значение “1”, дуги помечаются приоритетными индексами, причем чем меньше индекс, тем выше приоритет. Поэтому переход на графе будет реализован по дуге, для которой предикат принял значение “истина” и которая имеет наивысший приоритет. Для простоты положим, что верхний индекс в обозначении предиката устанавливает приоритет дуги.

Работу граф-машины GM можно интерпретировать с “блужданием” по описанию граф-программы из одной вершины в другую, которое может быть завершено по двум причинам:

1) *достигнута концевая вершина* графа, из которой нет исходящих дуг (нормальное завершение граф-программы);

2) *из текущей вершины отсутствуют, “разрешенные” предикатами, переходы* в другие вершины графа (ненормальное (аварийное) завершение программы).

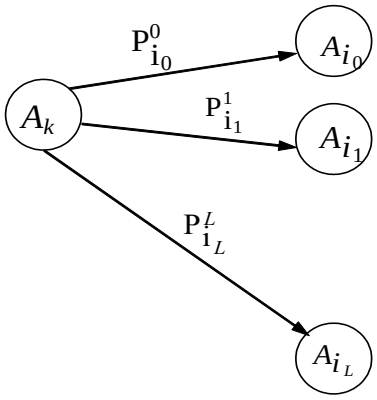


Рис. 2.6 Фрагмент граф-программы

2.6 Модель алгоритма решения задачи «Ханойские башни»

Задача о «Ханойских башнях» - одна из наиболее известных головоломок, для которой разработано большое количество алгоритмов её решения. Суть задачи заключается в следующем. Пусть имеются три стержня X, Y, и Z. На стержень X надето N дисков разного диаметра, упорядоченных в направлении убывания диаметров от основания стержня. Цель игры заключается в переносе всех дисков со стержня X на стержень Z (по одному диску за раз), используя при этом промежуточный стержень Y, причем ни один диск большего диаметра нельзя ставить на диск меньшего диаметра.

Наиболее известным решением данной задачи, вошедшим во многие учебные пособия, является рекурсивный алгоритм [16]. Автоматный подход к решению задачи о «Ханойских башнях», позволивший устранить рекурсию, предложен в работе [20]. Однако все они, так или иначе, основаны на идеях рекурсивного алгоритма, т.е. при составлении программ заранее был известен алгоритм решения задачи.

Попытаемся написать программу для задачи о «Ханойских башнях» не имея перед собой алгоритма её решения. Будем руководствоваться следующими простыми принципами, входящими в условия задачи:

1) При перекладывании дисков всегда применяется правило о недопустимости установки диска большего диаметра на диск меньшего диаметра.
2) Необходимо соблюдать правило приоритетов для операций переноса дисков. Установить приоритеты операциям переноса

дисков (в порядке убывания приоритетов) следующим образом: $(X \to Z), (X \to Y), (Y \to Z), (Y \to X), (Z \to Y), (Z \to X)$.

3) В первую очередь, если это возможно, будем снимать диски со стержня X и переносить их на стержень Z.

Построим словарь данных предметной области. Данные, необходимые для решения задачи, приведены в таблице 2.1. Числом 777 обозначено основание стержней.

Таблица 2.1. Словарь данных предметной области

Имя данного	Тип	Нач. значение	Комментарий
Mx	STERJN	{1,2,3,5,6,777}	Массив дисков стержня X
My	STERJN	{777,0,0,0,0,0}	Массив дисков стержня Y
Mz	STERJN	{777,0,0,0,0,0}	Массив дисков стержня Z
X	int	1	Размер верхнего стержня на диске X
Y	int	777	Размер верхнего диска на стержне Y
Z	int	777	Размер верхнего диска на стержне Z
Nst	int	1	Текущий номер стержня

В дальнейшем нам потребуется программа, выполняющая операцию переноса диска с одного стержня на другой.

Исходным «строительным» материалом для технологии ГСП являются базовые модули, составленные в кодах базового языка (в нашем случае языка C) и реализующие функциональные преобразования над данными ПрОП. Фактически они производят математические преобразования одних формальных параметров программного модуля в другие. Семантический смысл базовые модули приобретают после выполнения операции привязки формальных параметров модуля к данным предметной области, т.е. после выполнения операции паспортизации модуля.

В результате порождаются один или несколько акторов в технологии ГСП. Если базовые модули описывают абстрактные математические отношения над типами данных, то акторы выполняют вполне определенные преобразования данных предметной области и, с точки зрения её онтологии, формируют множество функций интерпретации *R*. На графе эти функции «привязываются» к его вершинам, образуя в совокупности множество понятий, входящих в онтологию ПрОП.

Рассмотрим базовый модуль *perA_B(int A, int B, STERJN Ma, STERJN Mb)*, реализующий перенос верхнего диска с абстрактного стержня A на абстрактный стержень B. Сама по себе программа базового модуля достаточно проста: первый элемент массива Ma переносится на первое место массива Mb (при этом реализуются все необходимые перемещения остальных элементов этих массивов), а переменным A и B присваиваются размеры первых элементов массивов Ma и Mb.

На основе базового модуля *perA_B* путём привязки формальных параметров A, B, Ma, Mb к данным ПрОП X, Y, Mx, My порождаются акторы, связанные с понятиями «Перенос диска со стержня X на стержень Y» (это понятие условно обозначим «X->Y»). Соответствующую функциональность реализует актор: *perA_B(X, Y, Mx,My)*. Точно так же порождаются понятия «X->Z», «Y->Z», …., «Z->X» с помощью акторов: *perA_B(X, Z, Mx,Mz), perA_B(Y, Z, My,Mz),…, perA_B(Z, X, Mz,Mx)*.

Аналогичным образом вводятся понятие «Визуализация перемещений дисков» и актор, отображающий на экране дисплея положение дисков на стержнях: *move(Mx, My, Mz)*, а также понятия, связанные с управлением графического режима: «Инициализация графики», «Закрытие графического режима» и т.д.

Отметим, что многие понятия на схемах имеют свои графические образы, что упрощает восприятие граф-программ человеком.

Представим себе ситуацию, что уже выбран стержень, с которого будет сниматься диск. Необходимо построить алгоритм, определяющий на какой стержень его необходимо переместить. Это несложно реализовать с помощью граф-программы «Перенос диска со стержня X», представленной на рисунке 2.7. В технологии ГСП такие объекты называются *агрегатами* и пополняют список множества функций интерпретации *R* онтологии предметной области.

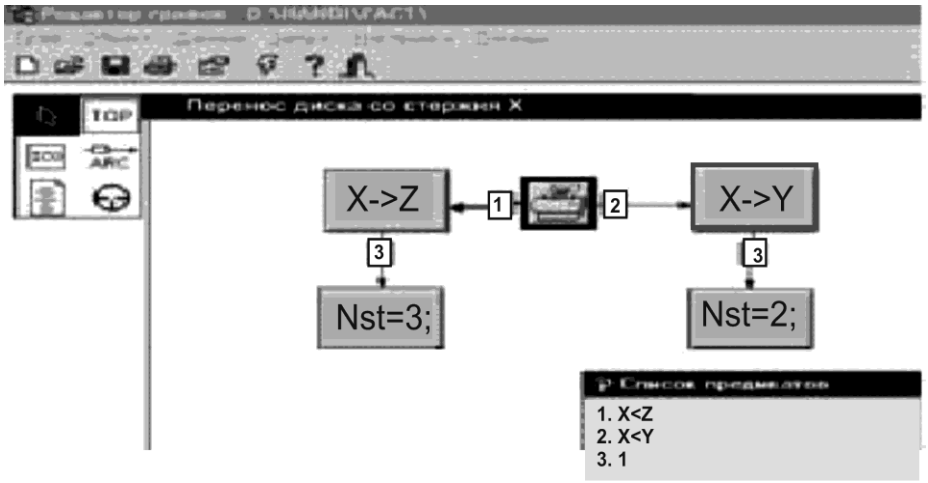


Рис. 2.7. Агрегат «Перенос диска со стержня X»

На рисунке корневая вершина (обведена жирной рамкой) выводит на экран дисплея текущее состояние стержней. Вершины «X->Z» и «X->Y» связаны с понятиями переноса диска со стержня X на стержни Z или Y. Причем переход в вершину «X->Z» происходит при выполнении

условия X<Z, а в вершину «X->Y» - при истинности выражения X<Y. На графе более приоритетные дуги обозначены «жирными стрелками». Безусловный переход обозначен символом «1». Переменная Nst определяет номер стержня, на который реализован перенос диска. На графе этот факт отражен в вершинах Nst=3; и Nst=2; Стержням X, Y, Z присвоены номера 1, 2, 3.

Аналогично строятся агрегаты: «Перенос диска со стержня Y», «Перенос диска со стержня Z » (см. рис. 2.8)

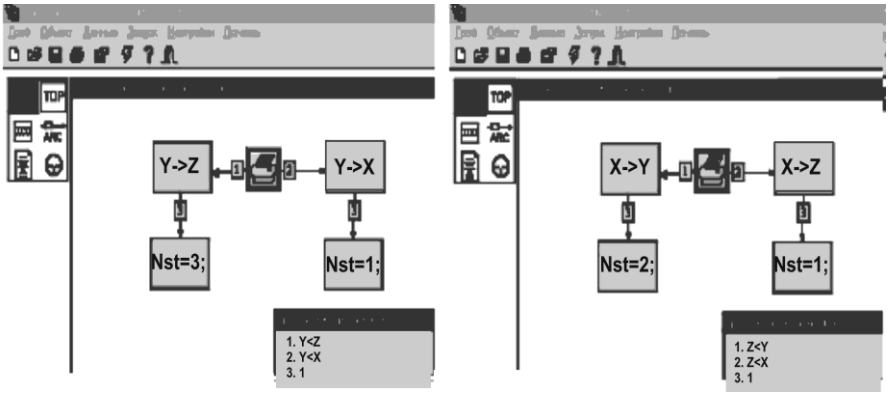


Рис. 2.8. Агрегаты «Перенос диска со стержня Y» и «Перенос диска со стержня Z»

Теперь построим основную граф-программу решения задачи о «Ханойских башнях».

Первоначально все диски находятся на стержне X. С диска X в общем случае мы можем переместить верхний диск либо на стержень Z, либо на стержень Y. Начальные действия построения агрегата «Ханойские башни» показаны на рисунке 2.9. Здесь вершина 1 - «Инициализация графики» устанавливает графический режим отображения информации.

Вершина 2 привязана к агрегату «Перенос диска со стержня X», представленного на рисунке 1. Вершины 3 и 4 формально фиксируют факт переноса диска на стержни Y или Z (управляются предикатами Nst==3 и Nst==2). Эти вершины не имеют привязок к каким-либо акторам (т.е. являются «пустыми»), но необходимы для исключения циклического переноса дисков между двумя стержнями. Иными словами, если, например, диск был перенесен на стержень Y, то выбор стержня для выполнения следующей операции должен быть реализован между стержнями X и Y. Это обстоятельство приводит к дальнейшему развитию алгоритма решаемой задачи, представленного на рисунке 2.10.

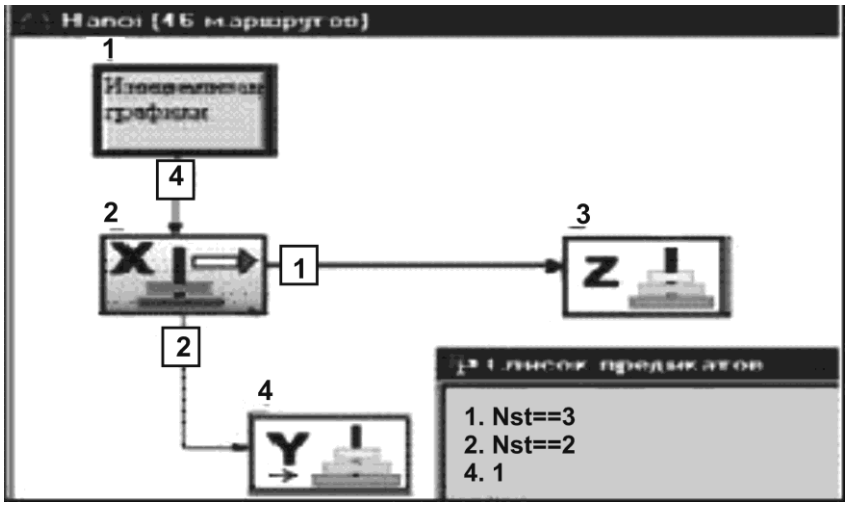


Рис. 2.9. Первый этап построения агрегата «Ханойские башни»

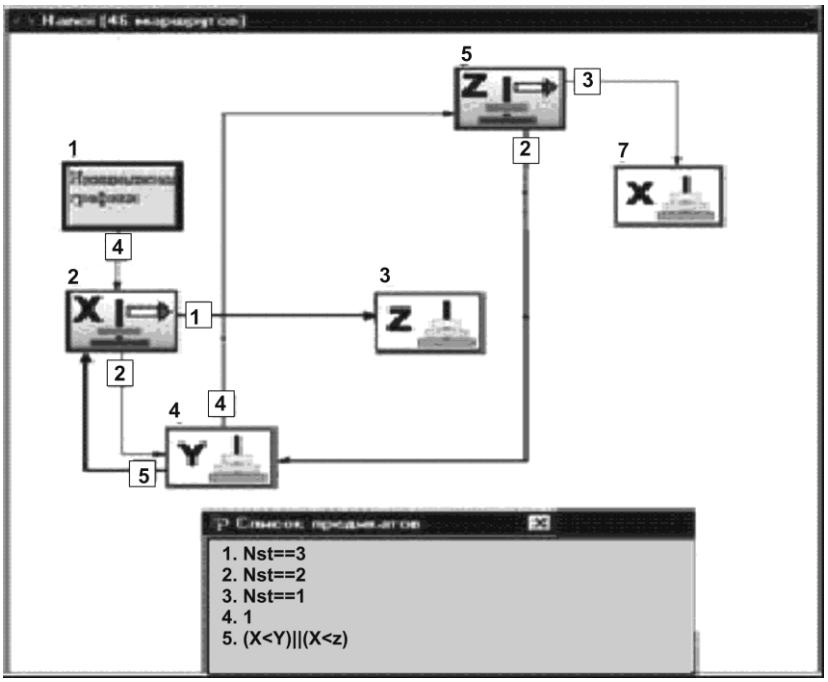


Рис. 2.10. Второй этап построения агрегаты «Ханойские башни»

Как видно из рисунка, вершина 4 связана с вершинами 5 и 2, т.е. после переноса диска на стержень Y рассматриваются варианты возможности «снятия» дисков со стержней X или Z. В частности, переход в вершину 2 возможен в случае, если со стержня X имеется возможность

переноса дисков на другие стержни, что управляется предикатом 5: (X<Y)||(X<Z). Иначе следующий диск «снимается» со стержня Z.

Очевидно, что если мы будем снимать диск со стержня Z (вершина 5), то в качестве «рабочих» стержней следует рассматривать стержни X или Y (вершины 4 и 7). Продолжая в том же духе, получим окончательный вариант агрегата «Ханойские башни», обеспечивающий решение поставленной задачи (см. рис 2.11).

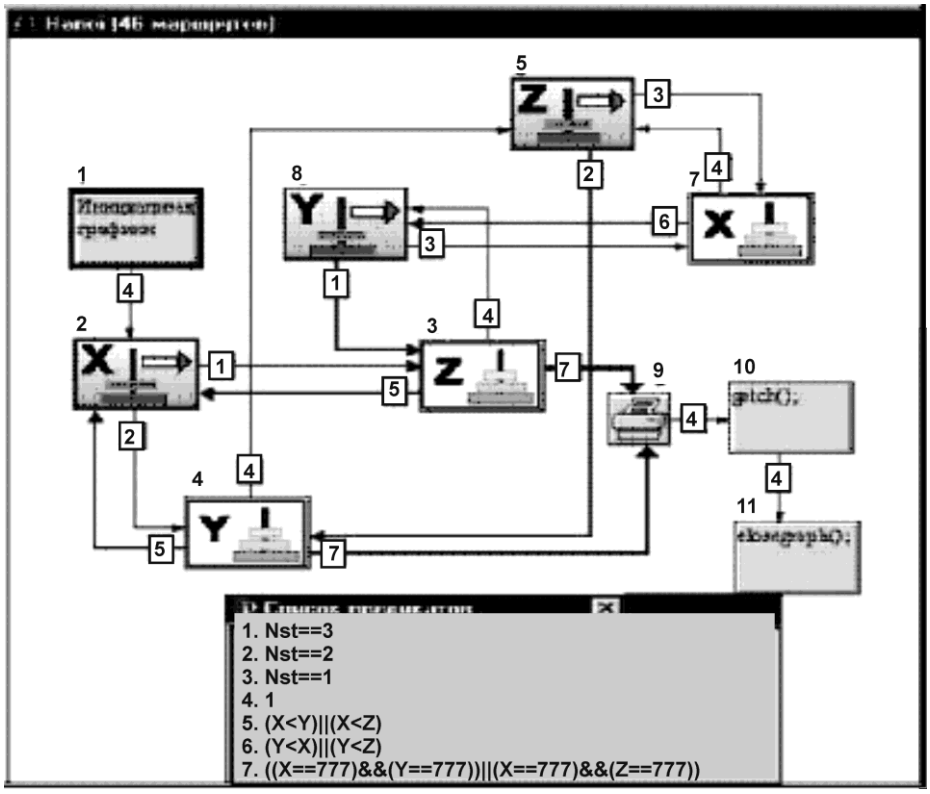


Рис. 2.11. Агрегат «Ханойские башни»

Технологические акторы 9, 10 и 11 необходимы для отображения результата работы алгоритма и закрытия графического режима работы монитора. Предикат №7 обеспечивает остановку работы алгоритма.

Таким образом, работая над построением модели алгоритма решения задачи о «Ханойских башнях», мы фактически построили онтологию в этой предметной области, основываясь на правилах, принятых в рассматриваемой игре, и применяя разумные эвристики. Не менее важным обстоятельством является то, что на основе построенного алгоритма

решения игровой задачи в технологии ГСП автоматически генерируется исполнимый код программы.

2.7 Краткий обзор раздела

В данной главе рассмотрены основные принципы построения технологии визуального программирования, получившей название *технологии графосимволического программирования* [4].
Визуальное программирование повышает наглядность представляемых кодов, существенно уменьшает число ошибок, допускаемых на этапе проектирования и кодирования программ, и тем самым повышает надежность кодов разрабатываемых программ.

Предложен оригинальный *метод организации межмодульного информационного интерфейса*, позволяющий описывать независимо друг от друга программные коды модулей и соответствующие информационные связи по данным.

Таким образом, в ГСП реализована более глубокая структуризация разрабатываемых программ, когда изображение алгоритма программы, описание логических условий, управляющих развитием вычислительного процесса, межмодульный интерфейс и универсальный метод управления ходом вычислительного процесса описываются и хранятся независимо друг от друга.

2.8 Контрольные вопросы

1. В чем состоят основные положения технологии графосимволического программирования?
2. Какую алгоритмическую модель использует технология ГСП?
3. Какие объекты используются в технологии ГСП?
4. Опишите содержательно акторы, предикаты, агрегаты.
5. Что такое тип данного в ГСП?
6. Дайте определение типа базового модуля.
7. Какую роль в ГСП играют базовые модули?
8. Чем отличаются агрегаты от inline модулей?
9. Каким образом в технологии ГСП организован межмодульный информационный интерфейс?
10. Как в технологии ГСП происходит управление вычислительным процессом? Для агрегатов? Для акторов?
11. Роль граф-машины в управлении агрегатов технологии ГСП?
12. Опишите способ представления графа управления, принятый при компиляции агрегата.

3 КОНСТРУИРОВАНИЕ ОБЪЕКТОВ ТЕХНОЛОГИИ ГСП

3.1 Введение

Первоначально система GRAPH разрабатывалась как средство автоматизации программирования, ориентированное на создание программного обеспечения САПР технических изделий. Автоматизация программирования предполагает, в первую очередь, *сокращение сроков* разработки программных продуктов и *повышение* их *качественных характеристик*. Существует два способа достижения этой цели.

Первый способ связан с автоматическим синтезом программ в соответствии с совокупностью так или иначе представленных *знаний* о предметной области. Автоматически построенные программы заведомо правильны и, как правило, не требуют отладки. При этом резко возрастает производительность труда программиста. К системам автоматизации программирования можно отнести языки логического программирования (ПРОЛОГ, LISP, ПРИЗ), объектно-ориентированное программирование (C++, Паскаль), CASE-технологию (ISaGRAF) и т.д.

Однако автоматический синтез программ во всех областях применения компьютеров пока невозможен. Более того, он подходит лишь в достаточно простых и хорошо изученных областях, для которых легко определить и описать базу знаний. К сожалению, такая ситуация встречается не часто.

Второй способ автоматизации программирования ориентирован на приближение языка программирования к образному способу мышления человека, что выражается в бездирективном методе организации разработки программ. Повышение производительности труда программиста в этом случае связывают с большей наглядностью (понятностью) программ и более комфортными условиями труда, что в итоге приводит к повышению надежности программирования.

Не случайно, что в настоящее время появилось большое количество визуальных средств программирования. К ним относятся разнообразные средства разработки оконных интерфейсов, “визарды” в языках управления базами данных, графические инструментальные средства в CASE-системах, многочисленные проблемно или предметно-ориентированные языки программирования.

В то же время визуальное программирование расширяет “армию труда” в сфере программирования, поскольку к узкому кругу профессиональных программистов в новых условиях подключается большое ко-

личество “любителей”, способных разрабатывать качественные программные продукты на новых средствах программирования.

В технологии ГСП используются оба способа автоматизации программирования. С одной стороны, технология ГСП применяет визуальный способ кодирования программ, с другой стороны, автоматизирован синтез многих компонент разрабатываемого программного обеспечения. Например, автоматически синтезируются коды агрегатов, inline акторы, межмодульный информационный интерфейс. Кроме того, технология ГСП имеет интеллектуальную поддержку, обеспечивающую разработку надежных программных модулей.

Визуальное программирование в ГСП возможно на непустом множестве объектов ПрОП. Объекты в ГСП порождаются либо традиционным “ручным” способом при кодировании на базовом языке программирования *базовых* модулей, либо автоматизированным - при синтезе акторов, агрегатов, предикатов, модулей типа inline, а также в результате инкапсуляции агрегатов. Доля неавтоматизированных модулей в ГСП по мере развития ПрОП постоянно уменьшается, а степень автоматизированности программирования - увеличивается.

Можно выделить три способа автоматического синтеза объектов ГСП (см. рис. 3.1): *паспортизацию, агрегацию и инкапсуляцию*.

Операция *паспортизации* порождает из базовых модулей (типов объектов) полиморфные объекты - акторы или предикаты, т.е. одна и та же синтаксическая конструкция (базовый модуль) строит различные семантические формы объектов.

Агрегация позволяет из совокупности имеющихся семантических конструкций порождать новую семантическую конструкцию.

Инкапсуляция позволяет из семантической формы объекта формировать новую синтаксическую конструкцию (базовый модуль). В определенном смысле эта операция выполняет действие, обратное двум предыдущим.

В данной главе рассматриваются вопросы конструирования объектов на концептуальной основе технологии графосимволического программирования, а также проблема классификации данных агрегатов ПрОП.

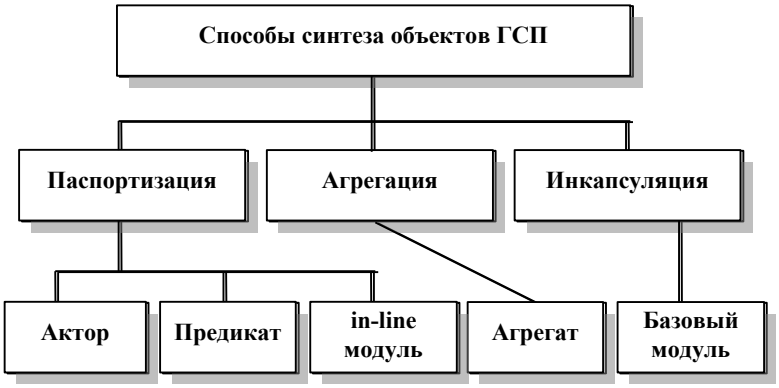


Рис 3.1. Способы синтеза объектов ГСП

3.2 Конструирование объектов паспортизацией базовых модулей

Процесс порождения акторов из базовых модулей опишем на примере разработки граф-машины, используемой в технологии ГСП.

В таблице 3.1 для этого случая представлен словарь данных.

Таблица 3.1. Словарь данных

Данные	Тип	Наименование	Начальное значение
Dop	voidU	Указатель на данные ПрОП	NULL
Fperd	int	Значение истинности предиката	0
J	int	Указатель на вершины, смежные с текущей	0
ListGraf	DEFGRAF	Описание структуры графа	{}
ListPred	DEFPRED	Список предикатов	{}
ListTop	DEFTOP	Список вершин графа	{}
Ntop	int	Число вершин графа	0
jPred	int	Номер предиката	0
jTop	int	Номер вершины	0
jroot	int	Номер корневой вершины	0
jfirst	int	Начало списка смежных вершин	0
jlast	int	Конец списка смежных вершин	0

Типы данных DEFGRAF и DEFTOP описаны в разделе 2.5. Типы данных DEFPRED и voidU имеет следующую нотацию:

```
typedef struct _ListPred
   {char NamePred[9];
    int (*Predicate)(void*); } DEFPRED;
typedef void* voidU[];
```

Тип DEFPRED[] описывает массив имен предикатов и имен соответствующих программных модулей.

Рассмотрим базовый модуль **GM_fl.c**, предназначенный для определения в ListGraf начала и конца подсписка вершин, смежных с текущей вершиной графа:

```
#include "stype.h"
int GM_fl(int *t1,int *t2,int *t3,DEFTOP *t4)
{
 *t1 = t4[*t3].FirstDef;
 *t2 = t4[*t3].LastDef;
return 1;
}
```

Порождение актора “Выделение списка смежных вершин для корневой вершины” реализуется путем построения паспорта данного объекта (см. рис.3.2).

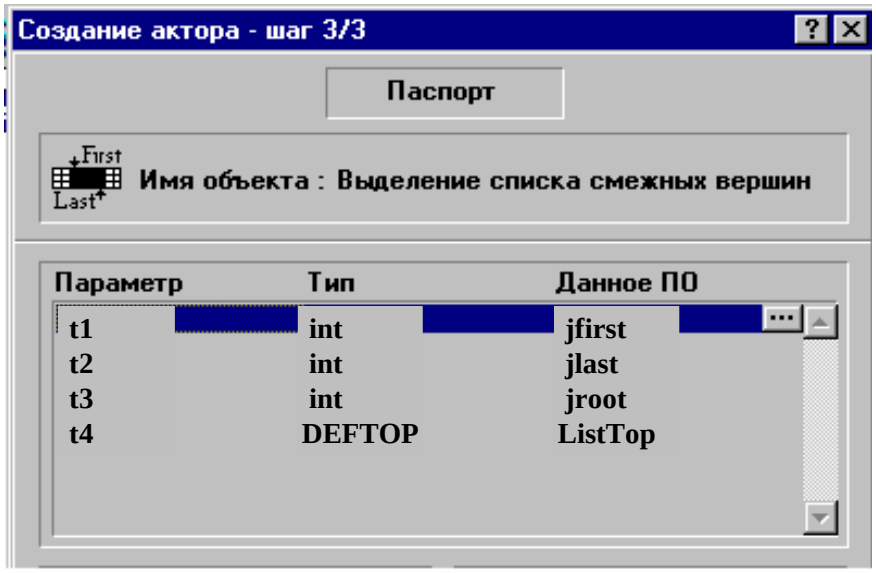


Рис. 3.2. Паспорт актора “Выделение списка смежных вершин для корневой вершины”

При этом в ПрОП автоматически порождается модуль:

```
int saaaaaaa(void *_G)
{ return GM_fl((int )_G.first,(int )_G.last,(int
)_G.root,(DEFTOP )_G.LisatTop); }
```

Аналогично на основе базового модуля **GM_fl** формируется актор “Выделение для текущей вершины списка смежных вершин” (см. рис. 3.3).

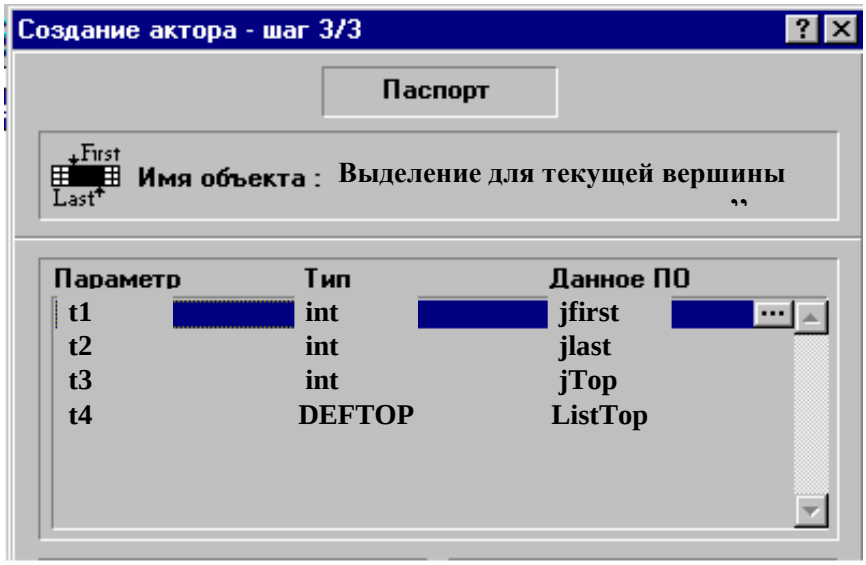


Рис. 3.3. Паспорт актора “Выделение для текущей вершины списка смежных вершин”

Полученные паспорта акторов хранятся в информационном фонде ПрОП.

Акторы типа “inline” порождаются автоматически из достаточно простых синтаксических конструкций базового языка, использующих имена данных ПрОП. Например, настройка указателя **J** на соответствующий элемент массива ListGraf[] представляется в языке C++ выражением **J=jfirst.** После компиляции порождается стандартная для ГСП конструкция:

```
#include "stype.h"
int aaaaaaaf(void *_G)
```

```
{ (*_G).J=(*_G).jfirst; return 1; }
```

При этом автоматически строится и паспорт модуля.

3.3 Конструирование агрегатов

В разделе 2.2 было указано, что агрегаты состоят из двух частей: автоматически компилируемого программного модуля, содержащего описание графа агрегата, и управляющей программы - граф-машины (GM). Принципы управления, используемые в GM, описаны в разделе 2.5. Алгоритм построения граф-машины представлен на рисунке 3.4. Описание объектов агрегата GM приведено в таблице 3.2.

Таблица 3.2 Перечень объектов агрегата GM

№	Тип	Имя модуля	Назначение объекта
0	актор	saaaaaab	Вызов корневой вершины
1	актор	saaaaaaa	Выделение списка смежных вершин для корневой вершины
2	актор	aaaaaaaf	J=jfirst;
3	актор	aaaaaaah	jPred=ListGraf[J].NambPred;
4	актор	saaaaaac	Проверка предиката
5	актор	aaaaaaai	jTop=ListGraf[J].NambTop;
6	актор	saaaaaab	Вызов текущей вершины
7	актор	saaaaaaa	Выделение для текущей вершины списка смежных вершин
8	актор	aaaaaaaj	printf("ОШИБКА: Из вершины %s нет исходящей дуги\n",ListTop[jTop].NameTop);
9	актор	aaaaaaak	/* Конец */
10	актор	aaaaaaag	J++

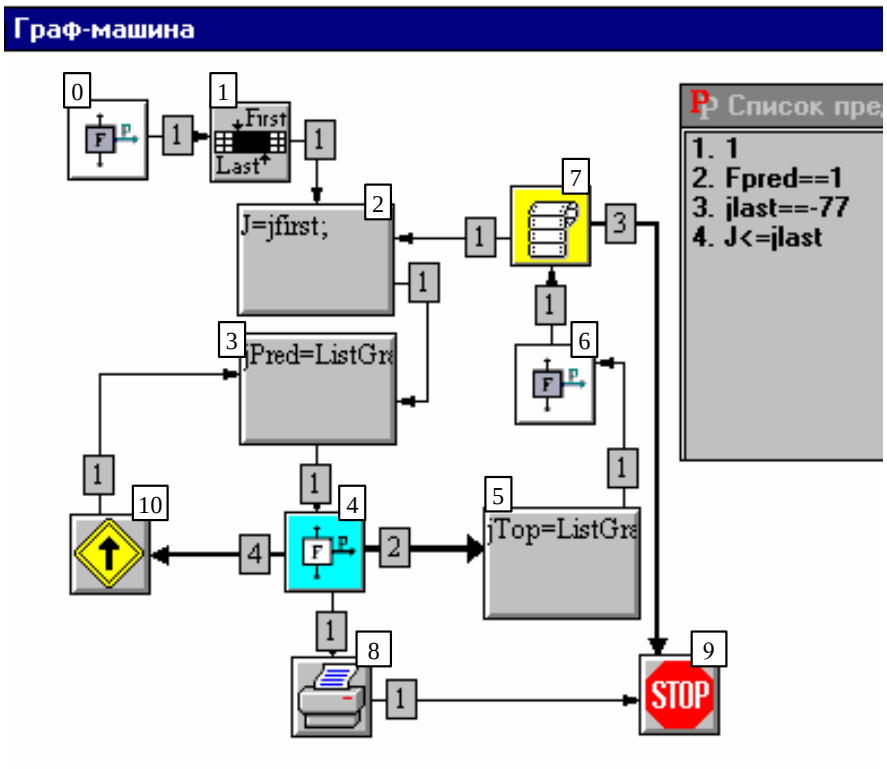


Рис. 3.4. Агрегат GM

Как видно из рисунка программы, граф машина GM реализует циклический просмотр вершин, смежных с текущей, по маршрутам «M3-4-10-3» (если предикат исходящий из текущей вершины, ложен) и «M2-3-4-5-6-7-2» (если предикат, исходящий из текущей вершины, принял значение «истина»). Нормальное завершение процесса “блуждания” по графу алгоритма происходит, если из текущей вершины нет исходящих дуг (код вершины равен -77).

Компиляция «рисунка» (рис. 3.4) агрегата GM порождает текст следующей программы:

```
#include "stype.h"
  int saaaaaab(void *);
  int saaaaaaa(void *);
  int aaaaaaaf(void *);
  int aaaaaaah(void *);
  int saaaaaac(void *);
  int aaaaaaai(void *);
```

```
  int aaaaaaaj(void *);
  int aaaaaaak(void *);
  int aaaaaaag(void *);
  int paaaaaaa(void *);
  int paaaaaab(void *);
  int paaaaaac(void *);
  int paaaaaad(void *);
  int GM(void *,int, int, DEFPRED*, DEFTOP*, DEFGRAF*);
static DEFPRED ListPred[4]={{"paaaaaaa", paaaaaaa},
                                {"paaaaaab", paaaaaab},
                                {"paaaaaac", paaaaaac},
                                {"paaaaaad", paaaaaad}};
static DEFTOP ListTop[11]={{"aaaaaaaa",0, 0, &saaaaaab},
                           {"aaaaaaad",1, 1, &saaaaaaa},
                           {"aaaaaaaf",2, 2, &aaaaaaaf},
                           {"aaaaaaah",3, 3, &aaaaaaah},
                           {"aaaaaaac",4, 6, &saaaaaac},
                           {"aaaaaaai",7, 7, &aaaaaaai},
                           {"aaaaaaab",8, 8, &saaaaaab},
                           {"aaaaaaae",9, 10, &saaaaaaa},
                          {"aaaaaaaj",11, 11, &aaaaaaaj},
                        {"aaaaaaak",-77, -77, &aaaaaaak},
                        {"aaaaaaag",12, 12, &aaaaaaag}};
 static DEFGRAF ListGraf[13]={ {0, 1 },
                                          {0, 2 },
                                          {0, 3 },
                                          {0, 4 },
                                          {1, 5 },
                                          {3, 10 },
                                          {0, 8 },
                                          {0, 6 },
                                          {0, 7 },
                                          {2, 9 },
                                          {0, 2 },
                                          {0, 9 },
                                          {0, 3 }};
int gaaaaaaa(void *p[])
    { int Ntop =11;   int jroot = 0;
   GM(_G,jroot,Ntop,ListPred,ListTop,ListGraf);
  return(1);
}
```

Поскольку паспорт агрегата является композицией паспортов акторов и предикатов, включенных в агрегат, то паспорт агрегата не сохраняется в информационном фонде ГСП. Однако он легко восстанавливается автоматически.

3.4 Классификация данных объектов ГСП

3.4.1. Проблема классификации данных агрегатов

В технологии ГСП все объекты (акторы, предикаты, агрегаты) реализуют в общем случае векторные функции многих переменных, которые можно представить в виде $D^{out} = f(D^{in})$, где D^{in}, D^{out} - множество входных и вычисляемых данных. Причем для двух этих категорий справедливо: $D^{in}, D^{out} \in D,\ D^{mod} = D^{in} \bigcap D^{out}$, где D - словарь данных предметной области. Однако не все данные можно однозначно разложить на две «кучки». Некоторые данные в процессе вычислений изменяют свои значения. Поэтому к двум предшествующим категориям данных следует добавить *модифицируемые* данные.

Информация о разделении данных по признаку их использования на объектах ГСП необходима, как минимум, в следующих случаях:

1. При построении на основе объекта исполняемого EXE-модуля;
2. При тестировании объектов технологии ГСП.

Потребность в классификации данных связана с необходимостью инициализации входных данных. Так, например, отсутствие начальных значений входных или модифицируемых переменных непременно вызовет ошибочную ситуацию при исполнении EXE-модуля.

При тестировании объектов признак классификации данных используется для выделения независимых переменных функции, в пространстве которых реализуется поиск ошибочных ситуаций.

Для объектов типа акторов и предикатов вопрос классификации данных решается пользователем на этапе формирования паспорта модуля. При классификации данных агрегата задача становится не столь очевидной. В отличие от актора. в агрегате отнесение того или иного данного к определенному типу в значительной степени зависит от маршрута работы алгоритма на управляющем графе-объекте.

Пусть мы имеем агрегат G_1, представленный на рис. 3.5. Предположим, что классификация параметров модулей A1, A2, и A3 представлена в таблице 3.3.

Таблица 3.3 Типы данных акторов

Модуль	**Параметр**	**Тип**
A1	d1	входной
A2	d2	вычисляемый
A3	d2	входной

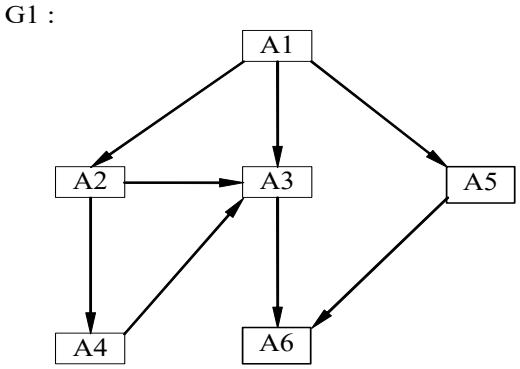


Рис. 3.5

Тогда, если вычисления будут выполняться по маршруту A1→A3→A6, параметр d2 (из модуля A3) должен принять начальное значение перед началом работы программы, и его необходимо отнести к классу входных данных. Если же вычисления «пойдут» по маршруту A1→A2→A3→A6, то d2 будет вычислен в модуле A2, и, следовательно, это данное не надо инициировать заранее (то есть оно является вычисляемым). Учитывая априорную неопределенность развития вычислительного процесса на графе G_1, данное d2 следует отнести к классу входных данных. Действительно, если вычисления реализуются по первому маршруту, то следует иметь начальное значение для d2, если же вычисления будут развиваться по второму маршруту, то инициируемое значение будет заменено на вычисленное. В любом случае не возникнет ошибочная ситуация, связанная с отсутствием или неверным заданием начального значения для данного d2.

Таким образом, задача классификации данных для агрегатов связана с решением проблемы выделения всех независимых маршрутов, которые могут быть реализованы на графе агрегата.

3.4.2. Декомпозиция агрегатов. Алгебра трехзначной логики выделения классификационных признаков

Задача построения всех независимых маршрутов, исходящих из корневой вершины в концевые вершины графа, эквивалентна задаче декомпозиции исходного графа на совокупность частей графа таких, что $G = \bigcup R_j$, где R_j - ориентированные маршруты из корневой вершины в концевые.

Так, например, граф, представленный на рисунке 3.5, может быть разложен на следующие маршруты (см. рис.3.6):

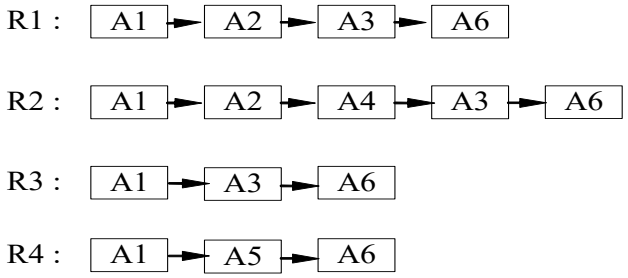


Рис. 3.6

Каждый из представленных маршрутов является линейным графом (в общем случае они могут содержать и циклы), а развитие вычислительного процесса на графе происходит по одной из перечисленных схем (маршрутов).

Для каждого из маршрутов можно построить паспорт на основе паспортов составляющих его объектов. Новый паспорт представляет собой теоретико-множественное объединение данных, входящих в маршрут объектов. Однако и в этом случае определенную трудность представляет задача классификации типов данных.

Абстрагируясь от содержательной части паспорта (наименований данных и их типов), рассмотрим задачу назначения классификационных признаков данным.

Классификационные признаки данных для линейных графов определяются расположением объектов на маршруте вычислений. Если несколько модулей на маршруте имеют общий параметр, то его классификационный признак будет определяться типом его первого вхождения. Например, для маршрута R1: A1→A2→A3→⋯ параметр d2 встречается в двух модулях: A2 и A3, в модуле A2 этот параметр является вычисляемым и не требует предварительной инициализации, а в модуле A3 - инициируемым и должен принять значение заранее. Но, так как модуль A2 в этой цепочке встречается раньше, то d2 не нужно заранее инициализировать. Таким образом, на этом маршруте параметр d2 необходимо отнести к классу *вычисляемых*. С другой стороны, если данное встречается впервые как инициируемое (внешнее), то его следует отнести к классу *внешних* данных.

Введем операцию конкретизации классификационных признаков для линейных маршрутов Δ. Применение этой операции к объектам маршрута порождает формулы вида:

$$P(R_i) = P(A_{i1})\Delta P(A_{i2})\Delta..\Delta P(A_{in}),$$

где $P(\ )$ – операция паспортизации соответствующего объекта.

После того как будут получены паспорта всех маршрутов, на следующем этапе классификации параметров агрегата необходимо объединить эти маршруты. При этом надо учитывать следующее обстоятельство: *если несколько маршрутов имеют общий параметр, то его классификационный признак будет определяться с учетом приоритетности признака необходимости инициализации данного*.

Предполагается, что признак инициируемости является более приоритетным по отношению к признаку вычислимости. Например, если параметр d2 на маршруте R1 определился как инициируемый (входной), а на маршруте R2 - как вычисляемый, то для нормальной работы агрегата этот параметр должен быть инициализирован заранее.

Классификация параметров агрегата P(G) будет определяться полученными паспортами всех маршрутов:

$$P(G) = P(M_1)\nabla P(M_2)\nabla ... \nabla P(M_m),$$

где ∇ — операция над данными объектов, реализующая объединение паспортов маршрутов.

Определим семантику для введенных операций.

Пусть заданы два объекта ***A*** и ***B*** с соответствующими паспортами:

$$P(A) = \left\{ D_A^{in}, D_A^{out} \right\},$$
$$P(B) = \left\{ D_B^{in}, D_B^{out} \right\}.$$

Обозначим классификационные признаки данных следующим образом:

0 - d $\notin$ P(A) — данное не принадлежит модулю A;

1 - d $\in$ D_A^{in} — данное принадлежит модулю A и является *входным* (инициируемым);

2 - d $\in$ D_A^{out} — данное принадлежит модулю A и является вычисляемым.

Тогда таблица истинности операций *конкретизации* Δ и *объединения* ∇ имеет вид (см. табл. 3.4):

Таблица 3.4

A	B	Δ	∇
0	0	0	0
0	1	1	1
0	2	2	2
1	0	1	1
1	1	1	1

A	B	Δ	∇
1	2	1	1
2	0	2	2
2	1	2	1
2	2	2	2

Формально операции *конкретизации* и *объединения* описываются следующим образом:

а) классификация данных агрегата при выполнении операции *конкретизации*:

$$P(A\Delta B) = \left\{D^{in}_{A\Delta B}, D^{out}_{A\Delta B}\right\}, \text{ где}$$

$$D^{in}_{A\Delta B} = \left\{d : d \in D^{in}_{A} \vee \left(d \notin P(A) \wedge d \in D^{in}_{B}\right)\right\}$$

$$D^{out}_{A\Delta B} = \left\{d : d \in D^{out}_{A} \vee \left(d \notin P(A) \wedge d \in D^{out}_{B}\right)\right\}$$

б) классификация данных агрегата при выполнении операции объединения паспортов цепочек A и B (операция *объединения*):

$$P(A\nabla B) = \left\{D^{in}_{A\nabla B}, D^{out}_{A\nabla B}\right\}, \text{ где}$$

$$D^{in}_{A\nabla B} = \left\{d : d \in D^{in}_{A} \vee d \in D^{in}_{B}\right\}$$

$$D^{out}_{A\nabla B} = \left\{\begin{array}{l} d : \left(d \in D^{out}_{A} \wedge d \in D^{out}_{B}\right) \vee \\ \vee \left(d \notin P(A) \wedge d \in D^{out}_{B}\right) \vee \\ \vee \left(d \in D^{out}_{A} \wedge d \notin P(B)\right) \end{array}\right\}$$

Рассмотрим основные свойства заданных операций. Для наглядности вместо символов, обозначающих паспорта объектов (P(A), P(B) и т.д.), будем применять символы, обозначающие сами объекты (A, B и т.д.).

1. *Ассоциативность* операций конкретизации и объединения:

$$A \Delta (B \Delta C) = (A \Delta B) \Delta C = A \Delta B \Delta C = ABC,$$

$$A \nabla (B \nabla C) = (A \nabla B) \nabla C = A \nabla B \nabla C.$$

2. *Коммутативность* для операции объединения:

$$A \nabla B = B \nabla A, \text{ но } A \Delta B \neq B \Delta A.$$

3. Операция конкретизации *дистрибутивна* слева относительно операции объединения:

$$A \Delta (B \nabla C) = (A \Delta B) \nabla (A \Delta C).$$

4. *Идемпотентность* операций конкретизации и объединения:

$$A \nabla A = A,$$

$$A \Delta B \Delta A = A \Delta B.$$

5. *Поглощение* для операции конкретизации относительно операции объединения:

$$(A \Delta B \Delta C) \nabla (A \Delta B) = A \Delta B \Delta C.$$

6. *Отбрасывание общего окончания* для операции конкретизации:

$$(A \Delta B \Delta C) \nabla (A \Delta C) = (A \Delta B) \nabla (A \Delta C).$$

7. Свойство *симметричного поглощения* для операции конкретизации:

$$(A\Delta C)\nabla(B\Delta C)\nabla(A\Delta B) = (A\Delta C)\nabla(B\Delta C)\nabla(B\Delta A) = (A\Delta C)\nabla(B\Delta C)$$

Представленные свойства операций конкретизации и объединения позволяют оптимизировать процесс классификации данных за счет сокращения количества маршрутов и уменьшения их длины. Рассмотрим возможный способ применения этих свойств на примере графа G1 (рис. 3.5).

На первом этапе для каждого из четырех маршрутов графа строятся паспорта, при этом используется операция конкретизации:

$$P(R1) = A1 \Delta A2 \Delta A3 \Delta A6,$$
$$P(R2) = A1 \Delta A2 \Delta A4 \Delta A3 \Delta A6,$$
$$P(R3) = A1 \Delta A3 \Delta A6,$$
$$P(R4) = A1 \Delta A5 \Delta A6.$$

На втором этапе полученные паспорта цепочек объединяются, образуя паспорт данных агрегата:

$$P(G1) = P(R1) \nabla P(R2) \nabla P(R3) \nabla P(R4) =$$
$$= (A1 \Delta A2 \Delta A3 \Delta A6) \nabla (A1 \Delta A2 \Delta A4 \Delta A3 \Delta A6) \nabla \quad (3.1)$$
$$\nabla (A1 \Delta A3 \Delta A6) \nabla (A1 \Delta A5 \Delta A6).$$

Полученное выражение можно существенно сократить, если применить к нему преобразования, основанные на свойствах операций, в частности, свойство 6 (отбрасывание общего окончания) для операции конкретизации.

Очевидно, что выражения для цепочек R1 и R2:

$(A1 \Delta A2 \Delta A3 \Delta A6)$ и $(A1 \Delta A2 \Delta A4 \Delta A3 \Delta A6)$

имеют общее начало $(A1 \Delta A2)$ и общее окончание $(A3 \Delta A6)$. На основании свойств 1 и 6 их можно преобразовать к виду:

$$(A1 \Delta A2 \Delta A3 \Delta A6)\nabla(A1 \Delta A2 \Delta A4 \Delta A3 \Delta A6) \nabla (A1 \Delta A3 \Delta A6) \nabla$$
$$\nabla (A1 \Delta A5 \Delta A6) = (A1 \Delta A2 \Delta A3 \Delta A6) \nabla (A1 \Delta A2 \Delta A4) \nabla$$
$$\nabla (A1 \Delta A3 \Delta \Delta A6) \nabla (A1 \Delta A5 \Delta A6).$$

Таким образом, применяя последовательно свойства 1, 6 и 4 (поглощение конкретизации относительно объединения), имеем:

$$P(G1) = (A1 \Delta A2 \Delta A4) \nabla (A1 \Delta A3 \Delta A6) \nabla (A1 \Delta A5 \Delta A6). \quad (3.2)$$

Последнее означает, что число операций классификации данных агрегата сокращается с 14 до 8 операций, т.е. на 43%.

3.4.3. Сжатие числа операций алгоритма классификации данных

К сожалению, количество потенциальных маршрутов графа комбинаторно растет с ростом цикломатического числа ν, характеризующего сложность программного модуля*. Из таблицы 3.5 видно, что, начиная с ν=6, число потенциальных маршрутов полносвязного графа исчисляется десятками, а далее - сотнями тысяч. В этих условиях сравнительно простая процедура проверки принадлежности маршрута ориентированному графу становится невыполнимой, не говоря уже о классификации типов данных агрегата, когда число данных в каждом из модулей агрегата может исчисляться сотнями или тысячами.

Для сокращения числа операций над данными в процессе их классификации предлагается использовать метод, основанный на аксиомах трехзначной логики.

Таблица 3.5

порядок графа	**max число дуг**	**цикломат. число**	**прогнозируемое число циклов**
2	1	0	0
3	3	1	1
4	6	3	7
5	10	6	63
6	15	10	1023
7	21	15	32767
8	28	21	2097151
9	36	28	2.68E+08
10	45	36	6.87E+10

Для реализации алгоритма сжатия количества операций предлагается использовать аксиомы 4, 5 и 6, которые сформулируем как правила вывода в форме метаформул:

П1: $\dfrac{\alpha\Delta\beta\Delta\alpha}{\alpha\Delta\beta}$ - правило сокращения повторных вхождений,

П2: $\dfrac{(\alpha\Delta\beta\Delta\gamma)\nabla(\alpha\Delta\beta)}{\alpha\Delta\beta\Delta\gamma}$ правило поглощения,

П3: $\dfrac{(\alpha\Delta\beta\Delta\gamma)\nabla(\alpha\Delta\gamma)}{(\alpha\Delta\beta)\nabla(\alpha\Delta\gamma)}$ поглощение общего окончания.

Последовательность вершин, лежащих на маршруте и связанных операцией конкретизации, назовем условно "дизъюнктами". Для простоты

---

* Цикломатическое число для графа вычисляется по формуле: $\nu = \gamma + m - n$, m - число ребер графа, n - число вершин графа, γ - число связных компонент графа

записи и восприятия вместо оператора конкретизации Δ в записи формулы будем употреблять “запятую”.

Алгоритм упрощения формулы классификации данных состоит из следующих шагов:

1. Все дизъюнкты упорядочиваются, в первую очередь. по длине и лексикографически в случае одинаковой длины. Более длинные дизъюнкты ставятся на первое место.
2. К каждому дизъюнкту применяется правило П1 до тех пор, пока это возможно.
3. К каждому дизъюнкту, начиная с первого, применяется правило П3. Причем контактный “партнер” ищется на множестве дизъюнктов меньшей длины. Если правило П3 реализуется, то множество дизъюнктов переупорядочивается.
4. После выполнения пункта 3 алгоритма для каждого дизъюнкта меньшей длины ищется дизъюнкт, его поглощающий, т.е. применяется правило П2. Поглощаемый дизъюнкт вычеркивается из списка дизъюнктов.

Работу предложенного алгоритма рассмотрим на примере упрощения формулы классификации данных агрегата G1:

$$\begin{cases} A1, A2, A4, A3, A6 \\ A1, A2, A3, A6 \\ A1, A3, A6 \\ A1, A5, A6 \end{cases} \xrightarrow{\text{применим правило П3 к 1-му и 2-му дизъюнктам, упорядочив, имеем}} \begin{cases} A1, A2, A3, A6 \\ A1, A2, A4 \\ A1, A3, A6 \\ A1, A5, A6 \end{cases} \xrightarrow{\text{применим правило П3 к 1-му и 3-му дизъюнктам, упорядочив,}}$$

$$\begin{cases} A1, A2, A4 \\ A1, A3, A6 \\ A1, A5, A6 \\ A1, A2, \end{cases} \xrightarrow{\text{применим правило П2 к 1-му и 4-му дизъюнктам, удалив 4-й дизъюнкт, имеем}} \begin{cases} A1, A2, A4 \\ A1, A3, A6 \\ A1, A5, A6 \end{cases}$$

В результате исходная формула (3.1) упростилась до вида (3.2), количество операций сократилось с 14 до 8. Вычислительные эксперименты показали, что сокращение числа операций на реальных объектах в среднем составляет 50%, причем с ростом цикломатического числа, когда число маршрутов нарастает, производительность алгоритма сжатия операций увеличивается.

3.5 Алгоритм классификации данных. Схема маршрута

Сложность алгоритма косвенно оценивается с помощью цикломатического число графа управления. Цикломатика обеспечивает перечис-

ление простых и сложных циклов в графе, не рассматривая составные циклы, когда одна или несколько дуг повторяются. На рис.3.7 показан граф, имеющий простой цикл R={a, b, c, a, b, d}, а на рисунке 3.8 приведен пример составного цикла.

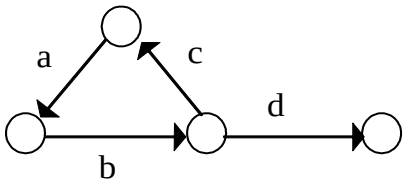


Рис. 3.7

Рассмотрим эвристический алгоритм классификации типов данных, основанный на реализации частичного перебора маршрутов граф-агрегата.

На этапе перечисления маршрутов, исходящих из корневой вершины в концевые, метод использует свойства алгебры трехзначной логики классификации данных.

Маршруты ориентированного графа будем описывать списками вершин. Данный подход менее удобен, чем использование списка дуг, поскольку часто содержит повторяющиеся вершины. Например, маршрут M={A, B, E, F, B, C, D, B, G} графа G2 (см. рис. 3.8) повторяет вершину B три раза.

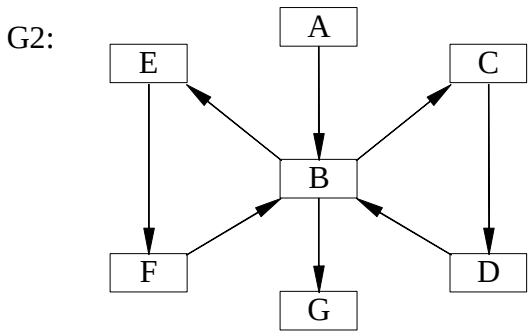


Рис. 3.8

Однако учитывая свойство 4 операции следования алгебры трехзначной логики, все “повторные” вхождения вершин графа в список можно исключить.

Схемой маршрута *будем называть список вершин маршрута без повторений.*

С точки зрения классификации данных агрегата *схемы маршрутов* определяют дизъюнкты алгебры трехзначной логики. С другой стороны, введенное понятие удобно для организации алгоритма перечисления маршрутов орграфов, поскольку именно на схемах маршрутов появляется возможность реализации возврата к ранее рассмотренным вариантам и осуществления поиска новых вариантов развития вычислительного процесса на орграфе.

Свободными вершинами *графа G относительно схемы маршрута S будем называть вершины графа, не содержащиеся в схеме маршрута S, т.е.* $L(S) = V(G) \setminus V(S)$*, где V(G) и V(S) - соответственно вершины графа и схемы маршрута.*

Алгоритм частичного перебора (АЧП) использует следующие правила:

1. Вершины графа кодируются символами упорядоченного множества любым способом, но так, чтобы корневая вершина имела наименьший код, а концевые - наибольшие значения.
2. На каждом шаге работы алгоритма для текущего состояния схемы маршрута S_i на орграфе ищется путь перехода из последней вершины S_i в любую свободную вершину схемы S_i.
3. Если переход *возможен*, то схема маршрута “расширяется” на один символ.
4. Если переход *невозможен*, то рассматривается следующая вершина списка свободных вершин, и так до тех пор, пока не кончится список вершин.
5. Если переход из текущей вершины в любую из свободных вершин (не содержащихся в схеме маршрута) *невозможен*, то происходит “откат” по схеме маршрута на один символ назад.
6. При достижении концевой вершины алгоритм “откатывает” на один символ назад.
7. Алгоритм завершает свою работу, если список свободных вершин корневой вершины исчерпан.

Рассмотрим наиболее важные свойства схем маршрутов.

Лемма 1. *Справедливо следующее:*

$$(\forall \alpha \in N(A, B_{i_1}, A, B_{i_2}, \ldots, B_{i_\alpha}, A, \ldots)) \rightarrow (A, B_{i_1}, B_{i_2}, \ldots, B_{i_\alpha}, \ldots),$$

т.е. любое (бесконечное) число вхождений вершины A в составной маршрут может быть сокращено до одного (первого) вхождения на схеме маршрута.

Доказательство. Пусть $\alpha = 1$, тогда из свойства 4 алгебры трехзначной логики следует $A, B, A \rightarrow A, B$. Для $\alpha = 2$, применив свойство 4 два

раза, имеем: $A, B_1, A, B_2, A \to A, B_1, A, B_2 \to A, B_1, B_2$. Очевидно, что если свойство справедливо для всех $n < \alpha$, то оно справедливо и для α, т. е $(\forall n < \alpha(A, B_{i_1}, A, B_{i_2}, ..., B_{i_n}, A)) \to (A, B_{i_1}, B_{i_2}, ..., B_{i_\alpha})$. Но тогда в соответствии с аксиомой трансфинитной индукции это свойство будет справедливо для любого α.

Лемма 2. $(\forall \alpha \in N(A, B_{i_1}, B_{i_2}, ..., B_{i_\alpha}, A, ...)) \to (A, B_{i_1}, B_{i_2}, ..., B_{i_\alpha}, ...)$, *т.е. повторное вхождение вершины А в составной маршрут может быть сокращено до одного (первого) вхождения на схеме маршрута.*

Доказательство. Пусть $\alpha = 1$, тогда из свойства 4 алгебры трехзначной логики следует $A, B, A \to A, B$. Для $\alpha = 2$, применив свойство 4 два раза имеем: $A, B_1, (B_2, A) \to A, B_1, (A, B_2 A) \to (A, B_1, A), B_2 \to A, B_1, B_2$. Очевидно, что если свойство справедливо для всех $n < \alpha$, то оно справедливо и для α, т.е. $(\forall n < \alpha(A, B_{i_1}, B_{i_2}, ..., B_{i_n}, A)) \to (A, B_{i_1}, B_{i_2}, ..., B_{i_\alpha})$. Но тогда в соответствии с аксиомой трансфинитной индукции это свойство будет справедливо для любого α.

Лемма 3. *Мощность множества составных маршрутов на конечном полносвязном орграфе не счетна и равна* $2^{\aleph_0}$.

Доказательство. Составной маршрут орграфа, имеющего бесконечный цикл, содержит бесконечное число повторений вершины или комбинаций вершин. Пусть граф состоит из двух вершин, которые закодируем цифрами 0 и 1. Полносвязный граф содержит любой составной маршрут, составленный из любых сочетаний 0 и 1, например, 1001110... . Если перед маршрутом поставить десятичную точку, то получим код десятичного числа в двоичном представлении x=0.1001110... . Очевидно, что таким способом можно закодировать все действительные числа, принадлежащие интервалу (0,1), а таких чисел, как известно, несчетно. Следовательно, несчетно и число составных маршрутов. Увеличение степени полносвязного графа изменяет лишь основу представления чисел, следовательно, сформулированное свойство справедливо и для любых полносвязных орграфов.

Утверждение 1. *Множество всех схем составных маршрутов полносвязного орграфа конечно.*

Доказательство. Леммы 1 и 2, утверждают, что из любого бесконечного составного маршрута можно удалить все повторные вхождения вершин вплоть до первого вхождения. Но тогда схема маршрута содержит только неповторяющиеся вершины. Для конечного графа порядка n длина схемы маршрута не превышает n. Более того, общее чис-

ло схем маршрутов на конечном алфавите не может быть более чем n! (числа перестановок символов вершин).

Схема маршрута $L = \{v_0, v_1, ..., v_m\}$ реализует сжимающее кодирование маршрутов на орграфах, поскольку описывает путь из корневой вершины в концевую $v_0 \to v_m$ через любое количество повторений предшествующих vm вершин. Схема маршрута позволяет закодировать любые маршруты орграфа: простые, сложные и составные.

Таким образом, введение понятия схем маршрутов позволяет осуществить отображение из потенциально бесконечного множества маршрутов на конечное множество их схем.

Покажем, что алгоритм АЧП реализует частичный перебор схем маршрутов. В качестве примера рассмотрим граф G1, вершины которого пронумеруем так, как это показано на рисунке 3.9. Алгоритм АЧП формирует множество схем маршрутов, реализуя разбиение исходной задачи на взаимно независимые подзадачи в соответствии со стратегией И/ИЛИ-графов [10].

G1 :

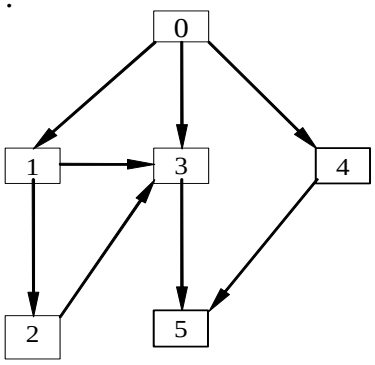


Рис. 3.9

Построим мультиграф с двумя типами вершин. Вершины типа “И” помечаются номерами вершин исходного графа, вершины типа “ИЛИ" помечаются списками вершин, достижимых (смежных) и недостижимых из соответствующей “И”-вершины графа. Правила алгоритма АЧП позволяют на каждом шаге алгоритма множество свободных вершин разбить на две части: достижимое и недостижимое подмножества. Причем достижимость понимается либо как непосредственный переход по дуге графа, либо, опосредованно, через вершины предшествующего уровня иерархии, т.е. в соответствии со схемой маршрута.

На рисунке 3.10 а) показан И/ИЛИ-граф алгоритма АЧП для графа *G*1. Решением задачи перечисления схем маршрутов является подграф И/ИЛИ-графа, из которого исключены ИЛИ вершины (см. рис. 3.10 б)).

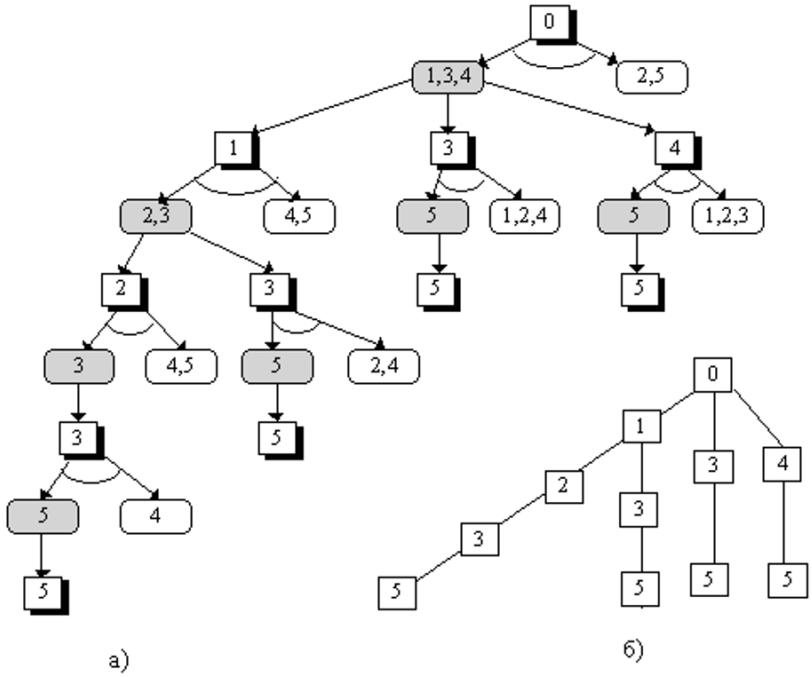


Рис. 3.10. И/ИЛИ граф алгоритма АПЧ

3.6 Эффективность алгоритма АЧП

Эффективность зависит от связности графа. Для полносвязного графа реализуется полный просмотр всех схем маршрутов. В остальных случаях число проверок реализуемости маршрутов на графе ξ_G равно сумме мощностей множеств достижимости и недостижимости. Для случая, рассмотренного в примере, таких проверок было произведено 25 и обнаружено 4 схемы, в то время как общее число проверок 5!=120. ξ_G для некоторого графа G, можно оценить по формуле :

$$\xi_G = \sum_{k=1}^{n} \xi_k ,$$

где ξ_k —мощность множества достижимости или недостижимости И/ИЛИ-графа.

Для того чтобы выяснить, как связана топологическая сложность графа со сложностью алгоритма, рассмотрим наиболее распространен-

ный метод оценки топологической сложности, основанный на цикломатической метрике Маккейба [15].

В основу этого метода положена оценка сложности программы по числу линейно независимых маршрутов в его управляющем графе, то есть маршрутов, комбинируя которые, можно получить все пути из корневой вершины графа в концевую. Цикломатическая метрика программы определяется из ее управляющего графа следующим образом:

$$\nu_G = m - n + 1,$$

где m — число дуг в графе, n — число вершин.

Многие авторы подчеркивают адекватность этой метрики интуитивному пониманию сложности программного модуля. На основании опыта программирования и статистического материала [9] была определена разумная верхняя граница сложности ν_G, равная 10. Рассмотрим, как связана эта метрика со сложностью алгоритма построения непериодических маршрутов, определяемой с помощью топологического дерева. С этой целью проведем эксперимент, который заключается в построении полного множества графов заданного порядка и дальнейшей оценки сложности графов с помощью метрики Маккейба.

Для проведения эксперимента был разработан алгоритм, который порождает графы, удовлетворяющие определенным условиям. Эти условия подразумевают наличие в графе корневой и концевой вершин. Алгоритм порождения графов основан на методе частичного перебора из полного комбинаторного множества всех существующих графов заданного порядка.

Полученные результаты показывают, что в среднестатистическом смысле сложность алгоритма построения непериодических маршрутов зависит от топологической сложности графа. Однако при рассмотрении конкретных случаев имеется большой разброс в показателе сложности алгоритма от топологической сложности.

Зависимость разброса усредненной сложности алгоритма АПЧ в зависимости от порядка графа получена экспериментально, в результате моделирования орграфов различной структуры (см. рис. 3.11).

Исследовались различные топологические варианты орграфов: от линейных графов (нижняя линия) до полносвязных графов (верхняя линия). “Средняя” линия на рисунке разбивает приблизительно пополам множество топологически разных графов. Около этой линии “концентрируется” наибольшее число топологически различающихся орграфов одинакового порядка. Из рисунка видно, что с ростом n сложность алгоритма АЧП увеличивается даже для линейных графов, и рациональным порядком графа можно считать $n \in [6,8]$. Примерно этого же уровня сложности следует придерживаться при разработке граф-агрегатов.

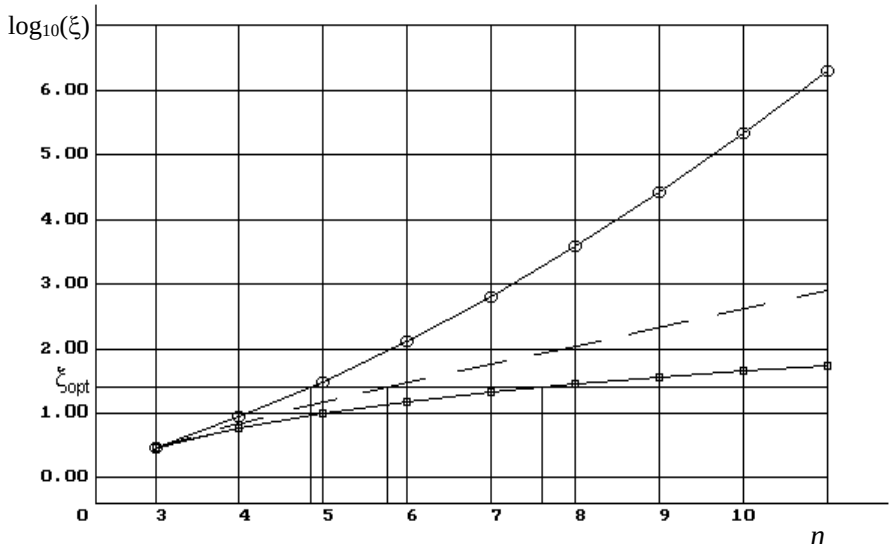


Рис.3.11

3.7 Краткий обзор раздела

В главе рассматривались способы конструирования основных объектов (программных модулей) технологии ГСП. Технология графосимволического программирования предоставляет пользователю удобный для описания алгоритмов программ графический язык, позволяющий сократить сроки разработки и модификации ПО, повысить наглядность представления программ, реализовать более надежный стиль программирования.

Подробно рассмотрена проблема классификации данных программных модулей. Выделены три типа основных данных: исходные, модифицируемые и вычисляемые. Показано, что при разработке сложного программного обеспечения, содержащего большое количество переменных, задача классификации данных по их использованию, не столь тривиальна. В то время как неинициализированные исходные данные порождают большое количество непредсказуемых ошибок при исполнении кодов ПО. В режиме автоматического порождения кодов графпрограмм, проблема классификации данных вообще превратилась бы в неразрешимую проблему, если бы она в ГСП не решалась автоматически.

Предложенный в главе алгоритм классификации данных основан на алгебраическом подходе, использующем алгебру трехзначной логики. Более того, предложенная алгебра позволила ввести понятие схемы маршрута, полезное не только для классификации данных, но и для структурного анализа разрабатываемых алгоритмов. В общем случае любой алгоритм, имеющий конечный граф управления, имеет бесчисленное множество маршрутов. Что существенно осложняет тестирование широкого класса часто используемых алгоритмов. В то же время, как показано в главе, число схем маршрутов всегда конечно. И как результат – конечно и число тестов, которые необходимо реализовать в процессе исследования разрабатываемых программ.

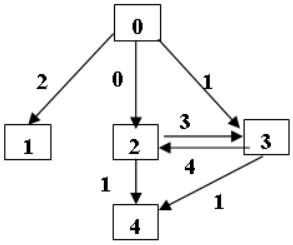
В завершении главы приводится эффективный алгоритм частичного перебора схем маршрутов граф-программы. Исследуется эффективность этого алгоритма. Показано, что для обеспечения эффективного тестирования агрегатов в приемлемые сроки, порядок агрегата в среднем не должен превышать 6...8 вершин графа.

3.8 Контрольные вопросы

1. Перечислите способы синтеза объектов технологии ГСП.
2. Как порождаются акторы и предикаты в технологии ГСП? Что такое «паспортизация» модулей?
3. Как строятся агрегаты?
4. Объясните алгоритм работы граф-машины, роль граф-машины в технологии ГСП.
5. Основные компоненты автоматически порождаемой граф-программы.
6. В чем состоит проблема классификации данных агрегатов?
7. Типы данных. Выделение маршрутов.
8. Дайте определение операциям объединения и конкретизации.
9. Свойства операций объединения и конкретизации.
10. Опишите алгоритм классификации данных.
11. Дайте определение понятию схемы маршрута. Чем оно отличается от классического понятия маршрута?
12. Опишите алгоритм сжатия числа операций классификации данных. Правила вывода алгоритма «упрощения» формул классификации данных.
13. Какие вершины графа управления называют *свободными вершинами* графа G относительно схемы маршрута S?
14. Опишите алгоритм частичного перебора классификации данных.
15. Эффективность алгоритма частичного перебора.

3.9 Задачи и упражнения

1. Пусть задан граф управления последовательным алгоритмом. Его структура смежности на смежной памяти представлена массивом ListGraph.



ListGraph

	Arc	Top
0	2	1
1	0	2
2	1	3
3	1	4
4	3	3
5	4	2
6	1	4

Какой из перечисленных массивов ListTop соответствует исходному графу?

ListTop

	FirstDef	LastDef
0	0	1
1	2	3
2	4	4
3	5	6
4	-77	-77

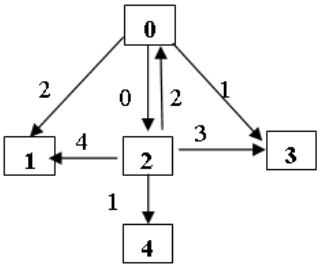
ListTop

	FirstDef	LastDef
0	0	2
1	-77	-77
2	3	4
3	5	6
4	-77	-77

ListTop

	FirstDef	LastDef
0	0	3
1	-77	-77
2	4	5
3	6	6
4	-77	-77

2. Пусть задан граф управления последовательным алгоритмом. Его структура смежности на смежной памяти представлена массивом ListGraph.



ListGraph

	Arc	Top
0	2	1
1	0	2
2	1	3
3	4	1
4	2	0
5	3	3
6	1	4

Какой из перечисленных массивов ListTop соответствует исходному графу?

ListTop

	FirstDef	LastDef
0	0	2
1	-77	-77
2	3	6
3	-77	-77
4	-77	-77

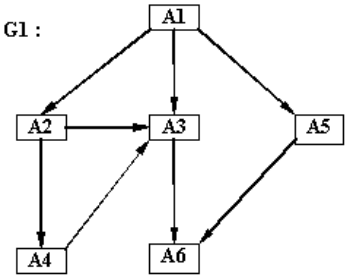
ListTop

	FirstDef	LastDef
0	0	2
1	3	5
2	6	6
3	-77	-77
4	-77	-77

ListTop

	FirstDef	LastDef
0	0	3
1	-77	-77
2	4	5
3	6	6
4	-77	-77

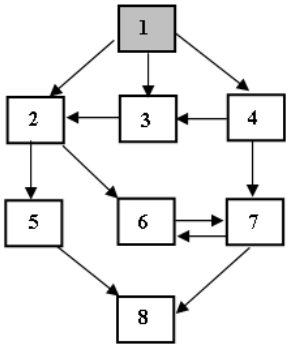
3. Для графа агрегата G1 данные составляющих его объектов имеют классификационные признаки, представленные в таблице.



данные	A1	A2	A3	A4	A5	A6
a	I	R	-	I	R	-
b	R	-	I	-	-	R
c	-	-	R	I	-	R
d	R	-	R	-	I	R
e	R	R	-	I	R	-

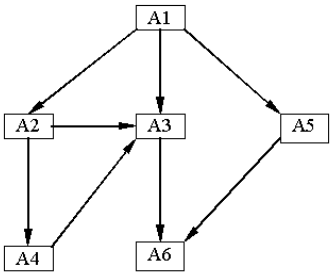
Определите количество инициируемых данных агрегата G1.

4. С помощью алгоритма частичного перебора подсчитайте число схем маршрутов для заданного графа управления агрегата



5. Пусть дан граф программы G1, представленный на рисунке. Паспорта акторов представлены в таблице 1.

G1 :



Необходимо сформировать паспорт агрегата G1 и расставить классификационные признаки его данным.

Таблица 1

№	актор	Паспорт актора	
1	A1	Данное	Тип
		a	1
		b	0
		c	2
		d	0
2	A2	Данное	Тип
		a	0
		b	1
		c	2
		d	2
3	A3	Данное	Тип
		a	2
		b	0
		c	2
		d	0
4	A4	Данное	Тип
		a	2
		b	1
		c	0
		d	1
5	A5	Данное	Тип
		a	2
		b	1
		c	1
		d	0
6	A6	Данное	Тип
		a	0
		b	0
		c	2
		d	2

4 МОДЕЛИРОВАНИЕ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ ВЫЧИСЛЕНИЙ

Преимущества графических моделей раскрываются в полной мере при описании параллельных вычислений.

Текстовая форма представления информации по своей сути является последовательной. Текст состоит из последовательности предложений. Предложение формируется последовательностью слов. Каждое слово – это последовательность букв.

Для описания следующих друг за другом команд последовательного алгоритма такая форма представления является естественной. Однако она становится неудобной, если требуется описать параллельные взаимодействия. В этом случае разработчик вынужден мысленно строить модель параллельной программы на основе её последовательного текстового описания и абстрактно представлять себе, как будут взаимодействовать ее параллельные участки. Для этого разработчик должен разбираться в особенностях технологии распараллеливания, используемой в программе. Он не только должен понимать основные принципы этой технологии, но и детально знать синтаксис и семантику текстовых конструкций, используемых для распараллеливания. Фактически от разработчика требуется квалификация программиста, что препятствует широкому применению параллельных вычислений специалистами в различных предметных областях.

Графическая форма записи алгоритма позволяет явным образом изобразить параллельные фрагменты. Она более выразительна и компактна, чем текстовая. При графическом описании алгоритма разработчик имеет возможность визуализировать свою мысленную модель параллельного взаимодействия. Наличие визуальной модели облегчает также дальнейшую модификацию программы, поскольку визуальная модель лучше запоминается и легче воспринимается, чем текст.

Для описания параллельных алгоритмов в технологии ГСП ее графическая модель дополняется новыми элементами. Семантика описанных выше базовых элементов модели остается прежней, что позволяет строить параллельную программу на основе уже созданной «последовательной» граф-модели. Тем самым облегчается переход к параллельному программированию. Ниже приводится подробное описание процесса разработки параллельных программ в технологии ГСП.

4.1 Концептуальная модель организации параллельных вычислений в технологии ГСП

В параллельной программе, в отличие от последовательной, одновременно существует несколько вычислительных процессов. Вычисления в каждом из процессов выполняются последовательно, поэтому процесс может быть описан обычной «последовательной» граф-моделью. Для того, чтобы в рамках одной модели изобразить несколько таких процессов, необходимо расширить конструктивные элементы описания модели. Прежде всего, необходимо иметь возможность выделения параллельных процессов. Обозначить их начало и конец, определить условия их запуска и завершения. Это достигается расширением понятия «дуга» за счет введения дополнительных дуг.

Определим формально тип дуги Ψij как функцию $T(\Psi ij) \in \{1,2,3\}$, значения которой имеют следующую семантику:

$T(\Psi ij) = 1$ – последовательная дуга (описывает передачу управления на последовательных участках вычислительного процесса);

$T(\Psi ij) = 2$ – параллельная дуга (обозначает порождение нового параллельного вычислительного процесса)

$T(\Psi ij) = 3$ – терминирующая дуга (завершает параллельный вычислительный процесс).

Для описания отдельного вычислительного процесса вводится понятие параллельной ветви β - подграфа графа G, начинающегося параллельной дугой (тип этой дуги $T(\Psi ij) = 2$) и заканчивающегося терминирующей дугой (тип этой дуги $T(\Psi ij) = 3$). $\beta = <A_\beta, \Psi_\beta, R_\beta>$, где A_β – множество вершин ветви, Ψ_β – множество дуг управления ветви, R_β – отношение над множествами вершин и дуг ветви, определяющее способ их связи.

Дуги, исходящие из вершин параллельной ветви β, принадлежат также ветви β. При кодировании алгоритма, описанного с помощью предлагаемой модели, каждая параллельная ветвь порождает отдельный процесс – совокупность подпрограмм, исполняемых последовательно на одном из процессоров параллельной вычислительной системы.

Графическая модель обычно содержит несколько параллельных ветвей, каждая из которых образует отдельный процесс. В этом смысле модель параллельных вычислений можно представить как объединение нескольких параллельных ветвей:

$$G = \bigcup \beta_k ,$$

где β_k – параллельные ветви графа G.

Таким образом, распараллеливание вычислений возможно только на уровне граф-модели. Вычисления в пределах любого актора выполняются последовательно.

Число параллельных ветвей в модели фиксируется при ее построении, при этом максимальное количество ветвей не ограничивается. Каждая ветвь имеет ровно один вход и один выход, для обозначения которых в граф-модели используются два типа дуг: параллельная дуга и терминирующая дуга (рисунок 4.1):

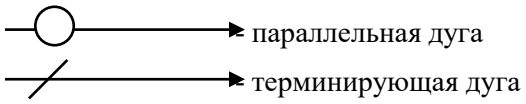


Рис 4.1 – Обозначение параллельных и терминирующих дуг в графической модели параллельных вычислений

Для описания правил построения граф-модели введем следующую систему обозначений:

To(*Ai*) – список дуг, входящих в вершину *Ai*,

Fr(Ai) – список дуг, исходящих из вершины *Ai*,

H(βj) – начальная вершина ветви *βj*,

| L | – число элементов в списке L

Введем следующие правила построения модели параллельного алгоритма, принятые в технологии ГСП.

1. Правило начала и окончания параллельных вычислений. Переход по параллельной дуге начинает работу параллельной ветви, переход по терминирующей дуге – заканчивает ее работу. Параллельная дуга не содержит предиката, т. е. переход по ней происходит безусловно.

$$\begin{cases} \forall \beta_k \ \exists A_i \, (A_i = H(\beta_k)) \, ((\exists \Psi_{ij} \ \Psi_{ij} \in Fr(A_i)) \to (T(\Psi_{ij}) = 2)), \\ \forall \beta_k \ \exists \Psi_{ij} \ \ ((T(\Psi_{ij}) = 3) \,\&\, (\neg \exists \Psi_{\alpha\lambda} \ \ (T(\Psi_{\alpha\lambda}) = 3) \to (M(A_\lambda) > M(A_j))), \\ \forall \Psi_{ij} \ \ (((T(\Psi_{ij}) = 2) \vee (T(\Psi_{ij}) = 3)) \to P_{ij} = 1). \end{cases} \tag{4.1}$$

2. Правило сохранения типов дуг. Любая вершина графа не может содержать дуг разного типа. Последнее справедливо как для исходящих, так и для входящих дуг.

$$\begin{cases} \forall A_k \ \exists \Psi_{i^* j^*} \in Fr(A_k) \ \ ((T(\Psi_{i^* j^*}) = r) \to \forall \Psi_{ij} \in Fr(A_k)(T(\Psi_{ij}) = r)), \\ \forall A_k \ \exists \Psi_{i^* j^*} \in To(A_k) \ \ ((T(\Psi_{i^* j^*}) = r) \to \forall \Psi_{ij} \in To(A_k)(T(\Psi_{ij}) = r)). \end{cases} \tag{4.2}$$

3. Отсутствие перекрестных ссылок между параллельными ветвями. Параллельные ветви вычислительного процесса не могут содержать дуги любого типа, ссылающиеся на внутренние вершины других

параллельных ветвей. Исключение составляют общие начальные и терминирующие вершины.

$$\forall \beta_k \ \forall A_i \in \beta_k \ \neg \exists \Psi_{ij} \ (A_j \in \beta_p). \qquad (4.3)$$

4. Правило вложенности параллельных ветвей. Любая параллельная ветвь может иметь вложенные параллельные ветви, при этом вычисления в параллельной ветви приостанавливаются до завершения вычислений во вложенных параллельных ветках.

$$\exists \beta_k \in G, \ \beta_k = \bigcup \beta_{k,j} \qquad (4.4)$$

5. Правило парности параллельной и терминирующей вершин. Каждой параллельной вершине (из которой исходят параллельные ветки) соответствует только одна терминирующая вершина.

Переход по параллельной дуге начинает работу параллельной ветви, переход по терминирующей дуге – заканчивает ее работу. Параллельная дуга не содержит предиката, т. е. переход по ней

$$\forall \Psi_{ij} \in \Psi, \quad T(\Psi_{ij}) = 2; \quad P_{ij} \equiv 1.$$

Из вершины может исходить не менее двух параллельных дуг. Если из вершины исходит параллельная дуга, то дуги других типов (обычная или терминирующая) не могут исходить из данной вершины.

$$T(\Psi_{i,j0}) = 2 \rightarrow \forall j \neq j0; \quad T(\Psi_{i,j}) = 2, \left| \mathrm{Fr}(A_i) \right| \geq 2.$$

Входящие в вершину дуги не могут быть одновременно параллельными и терминирующими:

$$T(\Psi_{i0,j0}) = 2 \rightarrow \forall i \, T(\Psi_{i,j0}) \neq 3.$$

Функционирование модели начинается с запуска единственной ветви, называемой ***мастер-ветвью*** (мастер-процессом). Обозначим мастер ветвь β_0. В вершинах мастер-ветви, имеющих исходящие параллельные дуги, порождаются новые параллельные ветви. Вершины этих ветвей также могут иметь параллельные дуги, таким образом, допускается вложенность параллельных ветвей. Ветви, породившиеся в одной вершине некоторой ветви, должны терминироваться также в одной вершине этой же ветви:

$$\forall k \ H(\beta_k) = A_{k0}, \Psi_{i,k0} \in \mathrm{Fr}(A_i), A_i \in \beta_1 \rightarrow$$
$$\rightarrow \Psi_{kN} \in \mathrm{To}(A_j), T(\Psi_{kN}) = 3, A_j \in \beta_1.$$

В ветви β_1 управление из вершины Ai после запуска ветвей β_k, $k = k_1, k_2, \ldots, K$, передается вершине Aj. Вершина Aj запускается на выполнение после завершения работы ветвей $\beta_{k1}, \ldots, \beta_K$. Таким образом, в каждый момент времени в любой ветви выполняется ровно одна вершина.

Переход между двумя вершинами, принадлежащими различным параллельным ветвям, возможен только по параллельным и терминирующим дугам, то есть, запрещены условные переходы между вершинами различных параллельных ветвей:

$$\forall i, j,\ A_i \in \beta_1, A_j \in \beta_2 \rightarrow \mathrm{T}(\Psi_{ij}) \neq 1$$

Если некоторая ветвь породила новые параллельные ветви, то вычисления в ней приостанавливаются до завершения работы в порожденных ею ветвях. Таким образом, вложенные параллельные ветви выполняются последовательно относительно друг друга.

Введенные выше формальные компоненты описания модели параллельных вычислений в совокупности с правилами построения модели (4.1)-(4.4) позволяют ввести новую разновидность ориентированных графов, которую определим как *двухполюсный последовательно-параллельный ориентированный* Р-граф.

Первоначально определим понятие ***направленного Р-графа*** *следующим образом:*

1. *направленный граф, состоящий из одной вершины, является Р-графом;*
2. *последовательное или параллельное соединение Р-графов является Р-графом;*
3. *других Р-графов нет.*

Направленный Р-граф в достаточной степени соответствует моделям описания параллельных вычислений, используемым в технологии ГСП. Действительно, граф-модели технологии всегда имеют единственную начальную вершину (источник). Несмотря на то, что формально граф-модель может иметь несколько концевых вершин (стоков), её всегда можно привести к модели с одним стоком, переслав концевые вершины на фиктивную сток-вершину. И в этом смысле графы параллельных моделей в технологии ГСП являются двухполюсными.

Очевидно, что по определению Р-граф отвечает всем требованиям построения модели параллельных вычислений, описанных в правилах 1-5.

В работе [23] вводится понятие связки маршрутов ориентированного графа, определяемое как произвольное множество $B(u,v)$ маршрутов с началом в вершине u и концом в вершине v. В этом смысле Р-нумерация производит разметку вершин таким образом, что номера вершин маршрутов связки, в которой u – параллельная вершина, а v – соответствующая концевая вершина, находятся между номерами u и v вершин.

Несложно показать, что матрица смежности для Р-графа, размеченного Р-нумерацией, является верхнетреугольной, поскольку Р-граф является бесконтурным графом, а Р-нумерация – является правильной [23].

В то же время необходимо отметить, что граф-модель параллельного алгоритма, используемого в ГСП, несколько сложнее модели Р-графа. Это происходит за счет возможности введения дуг условного перехода на Р-графе к вершинам, имеющим меньшие номера в Р-нумерации или большие номера. При этом для дуг этого типа должно выполняться правило 3 требований к формированию модели алгоритма. В последнем случае возникают циклы, и граф перестает быть направленным. Однако дуги направленные в сторону больших номеров вершин не изменяют свойств Р-графа, а в обратном направлении – порождают контуры, от которых несложно избавиться за счет конденсации графа [23].

Тем не менее, для используемой в ГСП граф-модели не так просто произвести оценку корректности формируемых пользователем визуальных представлений параллельных алгоритмов. На рисунке 4.2 продемонстрированы примеры правильно (а, б, в) и неправильно построенных граф-моделей (варианты: г, д, е). Пунктиром отмечены некорректные переходы из одной вершины в другую.

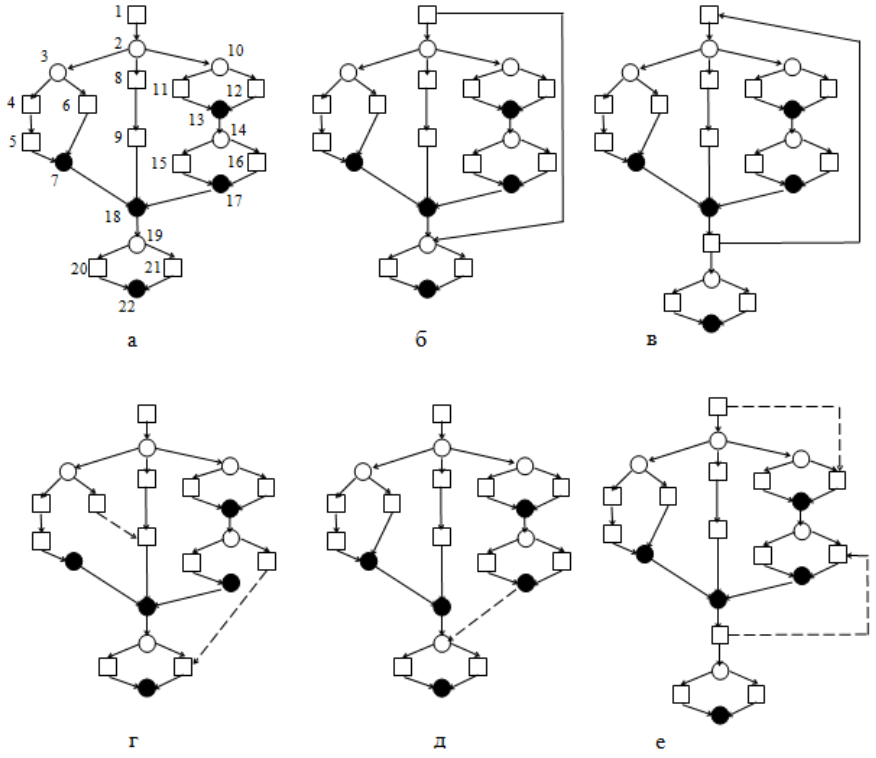


Рис. 4.2 – Примеры правильно (а,б,в) и неправильно построенных графов (г,д,е)

4.2 Модель синхронизации параллельных процессов

При создании математических моделей параллельных вычислений ключевой проблемой является синхронизация вычислений, т.е. организация их согласованного выполнения. Существуют различные способы синхронизации, такие как критические секции, семафоры, обмен сообщениями и мониторы [2]. В предлагаемой модели применяется комбинированный способ, использующий одновременно механизмы передачи сообщений и принципы мониторной синхронизации.

Определим почтовый ящик ***Lpost*** как список сообщений, с помощью которых вершины модели информируют друг друга о своем состоянии: $L_{post} = [\mu_{i_0, j_0}, ..., \mu_{i_m, j_n}]$, где $\mu_{i,j}$ – сообщение, посылаемое от вершины *Ai* вершине *Aj*. Возможность передачи сообщения от одной вершины граф-модели другой вершине изображается графически дугой синхронизации $\Psi_{i,j}$, проведенной из вершины-источника сообщения в вершину-получатель сообщения.

Вершина A_k посылает сообщения другим вершинам, записывая сообщения $L_{A_k Com} = [\mu_{k, j_0}, ..., \mu_{k, j_n}]$ в список *Lpost*. Наличие сообщения $\mu_{i,j}$ в списке *Lpost* говорит о том, что оператор вершины A_i завершил работу и хочет сообщить об этом вершине A_j.

Каждой вершине ставится в соответствие ***семафорный предикат*** $R_{Aj} = r(b_{i_0, j}, ..., b_{i_m, j})$, *представляющий собой правильно построенную формулу относительно булевых переменных* $b_{i_k, j}$, *связанных логическими связками типа* $\&, \vee$. *Булевы переменные определяются следующим образом:*

$$b_{k,j} = \begin{cases} 1, & \text{если } \mu_{k,j} \in L_{post}, \\ 0, & \text{если } \mu_{k,j} \notin L_{post}. \end{cases}$$

Семафорный предикат разрешает или запрещает запуск соответствующей вершины. Если семафорный предикат $R_{Aj} = 1$, то запуск оператора вершины A_j разрешается. В противном случае вычисления приостанавливаются до того момента, когда R_{Aj} станет равным 1.

Семафорный предикат формируется в обязательном порядке для всех вершин, в которые входят дуги синхронизации. Для остальных вершин значение семафорного предиката принимается тождественно истинным.

Обмен сообщениями между вершинами, принадлежащими одной параллельной ветви, запрещен:

$$A_i \in \beta_k, A_j \in \beta_k \rightarrow b_{ij} \equiv 0$$

Вершины в пределах одной параллельной ветви исполняются строго последовательно, поэтому их синхронизировать не требуется.

Замечание. Операцию "v" в семафорных предикатах следует использовать только над операндами, определенными над взаимоисключающими вершинами, то есть такими вершинами, факт запуска одной из которых исключает получение управления остальными вершинами. На рисунке 4.3 а) вершины А4 и А5 являются взаимоисключающими.

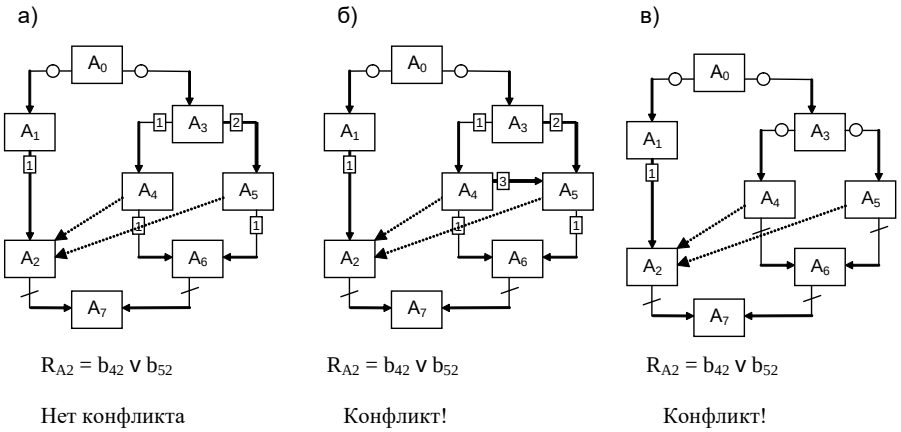


Рис. 4.3. Пример использования операции "v" в семафорных предикатах

Если вершины А2, А4 и А5 используют общее данное, а операторы в вершинах А2, А3 и А6 имеют относительно большую длительность исполнения, то имеет смысл ввести две дуги синхронизации $\Psi_{4,2}$ и $\Psi_{5,2}$ и определить семафорный предикат для вершины А2 с использованием операции "v": $R_{A_2} = b_{4,2} \vee b_{5,2}$. В случае передачи управления от вершины А3 к одной из вершин А4 или А5 (например, вершине А4), другая вершина (А5) уже не запустится, а значит, вершину А2 достаточно синхронизировать только с вершиной, получившей управление (А4). В этом случае для запуска на исполнение операнда в вершине А2 достаточно истинности одного из операндов ее семафорного предиката, и можно использовать операцию "v".

Если вершины не являются взаимоисключающими, то использование операции "v" над их сообщениями не разрешает конфликта совместного использования данных, так как приход сообщения от одной из таких вершин не исключает запуска другой на исполнение. Примеры подобных ситуаций приведены на рисунке 4.3 б) и 4.3 в).

На рисунке 4.3 б) граф-модель дополнена дугой $\Psi_{4,5}$. Если управление передается по этой дуге от вершины А4 к вершине А5, то оператор последней может исполняться одновременно с оператором вершины А2, что приведет к конфликту совместного использования данных.

На рисунке 4.3 в) вершины А4 и А5 принадлежат различным параллельным ветвям. В этом случае использование операции "v" в семафорном предикате вершины А2 также не исключает конфликта, поскольку операторы вершин А4 и А5 могут исполняться одновременно, и приход сообщения от одной из них не гарантирует, что оператор другой вершины также завершил исполнение.

Приведенные рассуждения и примеры показывают, что операцию "v" в семафорных предикатах следует применять с осторожностью и только в тех случаях, когда легко видеть, что вершины, от которых исходят дуги синхронизации, являются взаимоисключающими.

4.3 Граф-машина для параллельных вычислений

В технологии ГСП используется централизованное управление процессом вычислений, осуществляемое специальной программой – граф-машиной. Рассмотрим реализацию граф-машины для управления параллельными вычислениями.

Граф-машина универсальна для любого алгоритма. На основе исходной графической модели алгоритма она выполняет в соответствующем порядке акторы и агрегаты, вычисляет значения предикатов и управляет синхронизацией. Для каждой параллельной ветви запускается по одному экземпляру граф-машины, которая представляет собой отдельный процесс в вычислительной системе. В граф-машинах «приписанных» к параллельным ветвям алгоритма происходит прием и отправка сообщений, а также вычисление семафорных предикатов.

Опишем формально функционирование модели с помощью языка Р-схем [11].

Введем следующие обозначения:

- q – номер текущей вершины;
- GM(A_i) – запуск на выполнение граф-машины агрегата Ai;
- IncP(A_i) – операция построения списка дуг, инцидентных вершине Ai;
- Con(R_{Ai}) – список сообщений, контролируемых семафорным предикатом R_{Ai};
- Del[L1, L2] – операция удаления элементов списка L1 из списка L2.

Граф-машина начинает вычисления с запуска корневой вершины A_0. Далее обрабатываются все вершины граф-модели до тех пор, пока не

будет достигнута концевая вершина или не возникнет ошибочная ситуация (рисунок 4.4).

Концевая вершина не содержит исходящих дуг (IncP(A_i) = []). Ошибочная ситуация возникает в том случае, когда все предикаты, помечающие исходящие из некоторой вершины дуги, ложны. В этом случае происходит аварийное завершение процесса вычислений, и граф-машина сигнализирует об ошибке.

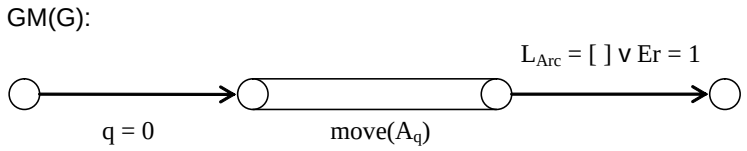


Рис. 4.4. Внешний цикл работы граф-машины

Обработка очередной вершины выполняется по алгоритму move(A_q), изображенному на рисунке 4.5.

Выполнение актора, принадлежащего данной вершине, разрешается лишь в случае истинности ее семафорного предиката (R_{Aq} = 1). После выполнения актора в почтовый ящик отправляются сообщения, генерируемые текущей вершиной, и удаляются сообщения, контролируемые ее семафорным предикатом.

Затем строится список дуг, исходящих из текущей вершины. Этот список просматривается граф-машиной последовательно, начиная с самой приоритетной дуги. Вычисляется значение предиката, помечающего дугу, и в случае его истинности, происходит переход к обработке следующей вершины. В результате обработки параллельной дуги в отдельном процессе запускается другая граф-машина, обрабатывающая порождаемую данной дугой параллельную ветвь. После запуска всех параллельных ветвей происходит переход в вершину, в которой они терминируются. Запуск актора этой вершины контролируется ее семафорным предикатом. Если значение семафорного предиката не задано явно, он строится автоматически в виде конъюнкции сообщений от концевых вершин параллельных ветвей:

$$(R_{A_q} = b_{i1,q}) \wedge (R_{A_q} = b_{i2,q}) \wedge \ldots \wedge (R_{A_q} = b_{in,q})$$

Если семафорный предикат содержит дизъюнкцию некоторых сообщений, то в случае его истинности граф-машина принудительно завершает работу ветвей, сообщения от которых еще не пришли.

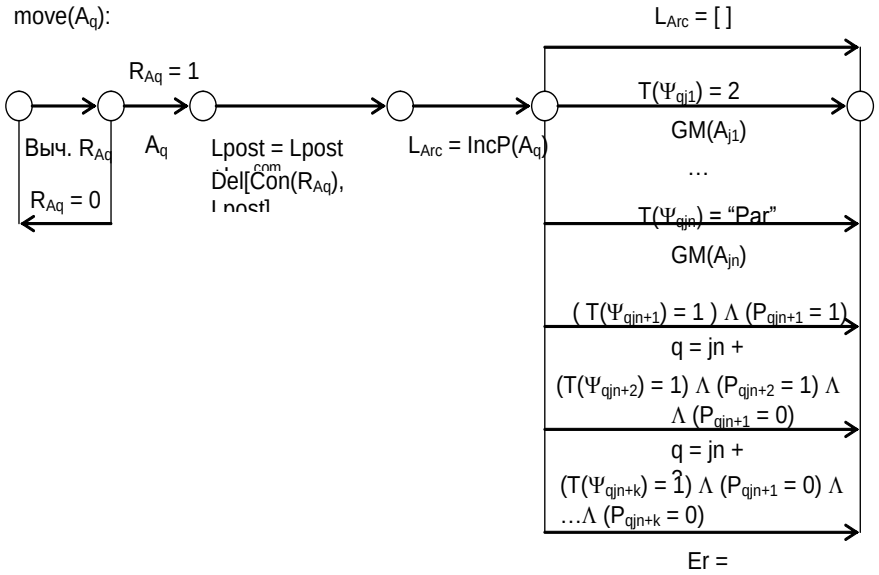


Рис. 4.5. Обработка вершины A_q граф-машиной

4.4 Реализация модели общей памяти технологии ГСП в распределенных системах с использованием технологии MPI

Технология ГСП определяет общий для всех модулей программы словарь данных. При выполнении созданной в технологии программы на параллельной вычислительной системе логично использовать модель общей памяти. Вместе с тем, большинство высокопроизводительных вычислительных систем в настоящее время являются кластерными системами, в которых каждый узел имеет локальную область памяти. Наиболее распространенный способ разработки программ для кластерных систем - использование технологии MPI. В этой технологии каждый процесс параллельной программы имеет собственное адресное пространство, а обмен данными между процессами осуществляется с помощью пересылки сообщений. Параллельный вариант граф-модели при использовании технологии MPI предполагает распределенное размещение данных на различных узлах вычислительной системы. Для соблюдения вышеназванных условий в параллельной версии технологии ГСП программно реализована модель общей памяти для аппаратной архитектуры с распределенной памятью.

4.4.1 Диспетчер данных

В среде выполнения программы выбирается вычислительный узел, на котором будет запущен процесс, отвечающий за хранение переменных ПрОП. Учитывая аппаратные особенности и топологию вычислительной сети, это может быть узел с наибольшим объемом оперативной памяти или центральный узел, имеющий минимальное время доступа от любого из остальных узлов кластера. Преимущество данного подхода в том, что значительно экономится ресурс памяти на вычислительных узлах, т.к. на узлах память выделяется только под те переменные, которые используются процессом, исполняющимся на данном узле.

Предлагаемый способ обмена данными требует введения понятия диспетчера данных – подпрограммы, выполняющей функции хранения, чтения и модификации данных предметной области.

Диспетчер данных, называемый ещё менеджером памяти, исполняется в отдельном процессе параллельной программы. Он порождает объект, описываемый классом **TPOData**, который хранит значения данных предметной области. В каждом из процессов, содержащих параллельные ветви граф-модели, порождается объект класса TPOData. Однако функции доступа к членам-данным у объекта диспетчера данных и у объектов параллельных ветвей различаются. Диспетчер данных хранит все данные в локальной памяти и для обращения к ним использует обычные указатели. На остальных процессах используется «ленивая инициализация» памяти под переменную при первом доступе.

В параллельных ветвях граф-модели для чтения или записи некоторого данного осуществляется обращение к диспетчеру памяти с помощью совокупности сообщений. В первом сообщении пересылается запрос на чтение или запись конкретного данного. Каждая переменная из ПрОП получает уникальный номер, по которому диспетчер памяти может ее идентифицировать. В режиме чтения параллельная ветвь переходит к ожиданию ответа от диспетчера данных. В режиме записи во втором сообщении пересылается новое значение данного. Диспетчер данных циклически принимает и обрабатывает запросы параллельных ветвей (см. рис. 4.6).

4.4.2 Обзор класса TPOData

Класс TPOData – это ядро механизма хранения и передачи данных в технологии ГСП. Класс TPOData инкапсулирует все данные ПрОП и предоставляет доступ к ним через поля-свойства. Полей ровно столько, сколько переменных в ПрОП, а их названия совпадают с названиями переменных. Для переменных простых типов в классе TPOData описано

по одному методу доступа для чтения и установки. Для массивов определено по два метода чтения и установки: доступ ко всему массиву и к элементу по индексу.

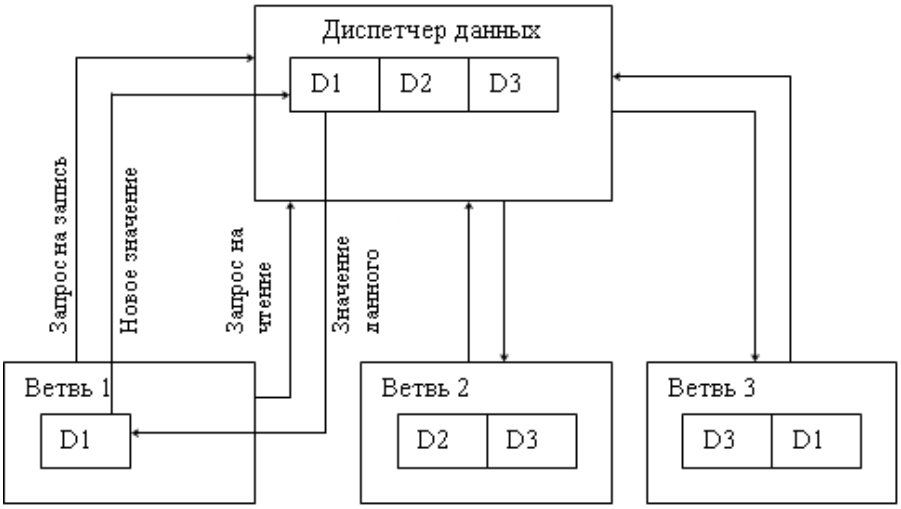


Рис. 4.6. Модель общих данных в технологии ГСП

<u>*Реализация свойств*</u>

Свойство *— способ доступа к внутреннему состоянию объекта, имитирующий переменную некоторого типа.*

Обращение к свойству объекта выглядит так же, как и обращение к полю объекта, но в действительности оно реализовано через вызов функции. При попытке задать значение данного свойства вызывается один метод - *setter*, а при попытке получить значение данного свойства другой метод - *getter*.

Реализацией свойств в технологии ГСП являются шаблонные классы _property_rw и _indexed_property_rw. В качестве параметра шаблону передается тип переменной, которая будет доступна через данное свойство, и ссылка на класс, в котором это свойство будет использоваться, в нашем случае это TPOData. После инициализации объекта для каждого свойства необходимо определить методы доступа. В качестве методов доступа используются соответствующие методы из класса TPOData.

Для *простых типов* и для *массивов* используются различные классы свойств. Для ***простых типов*** данных необходимо указать по одному методу для получения значения и для его установки. Методы должны иметь следующую сигнатуру:

```
_T (TPOData:: *)(void); //для getter
_T (TPOData:: *)(_T const &); // для setter ,
```

где _T – тип переменной.

Для ***массивов*** необходимо указать два метода получения значения и два метода установки значения. Одна пара методов используется для получения всего массива, другая пара используется для получения одного элемента по индексу.

```
_T* (TPOData:: *)(void); // для получения всего массива
_T* (TPOData:: *)(_T* const &); // для установки всего
массива
_T  (TPOData:: *)(_I const &); // для получения одного
элемента по индексу
_T  (TPOData:: *)(_I const &, _T const &); // для уста-
новки одного элемента по индексу
```

Это один из вариантов реализации свойств в языке C++, спроектированный с учетом особенностей технологий ГСП и MPI.

Доступ к данным

Класс TPOData и экземпляр класса напрямую недоступны для разработчика граф-программ. Разработчик не обязан знать о их существовании. Когда разработчик обращается к переменной ПрОП, на самом деле он обращается к полям-свойствам объекта D. Рассмотрим использование свойств на примере создания актора.

Пусть в ПОП определены следующие типы и переменные (таблица 4.1).

Таблица 4.1

Типы:			**Переменные:**	
Название	Определение	Описание	Название	Определение
int		Встроенный тип целых чисел	A	int
double		Встроенный тип чисел с двойной точностью	B	double
array	typedef int array[100]	Массив целых чисел длины 100	C	array

Пример доступа к переменным:

```
a = 100; //устанавливает значение a в 100
double _b=b;//читает значение b в локальную переменную _b
b+=1; //инкрементирует значение b
```

```
for (int i = 0; i < c.length; i++) c[i] = i;
//инициализирует каждый элемент массива
```

В примере показана дополнительная возможность массивов – это получение их длины, как значения поля `length`.

4.4.3 Использование локальных переменных в параллельных процессах

Для повышения производительности вычислений на распределенной системе (например, на кластере), когда скорость доступа к данным в локальной памяти вычислительного узла существенно отличается от скорости доступа к данным другого узла, необходимо увеличивать долю локальных вычислений. Для этого необходим механизм копирования данных из менеджера памяти в локальную память узла, на котором исполняется параллельная ветвь программы. Таким механизмом может служить механизм передачи сообщений между параллельными ветвями, основным назначением которого является синхронизация параллельных ветвей. Вместо передачи единичного флага, разрешающего запуск конкретной вершины, сообщение может содержать данные предметной области. Дуги синхронизации помечаются данными, пересылаемыми в каждом сообщении. При создании сообщения определяется список переменных для отправки и список соответствующих им переменных для приема. Если переменные векторные, то может быть задан диапазон индексов отправляемых и принимаемых элементов вектора. При этом необходимо обеспечить соответствие размера и типов отправляемых и принимаемых данных.

Множество данных предметной области разбивается на два подмножества: общие данные и локальные данные. Общие данные создаются и инициализируются менеджером памяти. Локальные данные создаются и инициализируются в том процессе, в котором они используются. Принадлежность данных конкретному подмножеству определяется установкой флага «Локальное данное» в свойствах каждого данного. По умолчанию все данные – общие. В передаваемых между вершинами сообщениях в качестве передаваемых и/или принимаемых данных должны участвовать локальные данные.

4.5 Знакомство с технологиями MPI и OpenMP

Несмотря на существование множества различных технологий и средств параллельного программирования, на момент написания настоящего пособия в области параллельных вычислений доминируют две технологии: MPI и OpenMP [3].

MPI используется в основном при разработке параллельных программ для систем с распределенной памятью (массивно-параллельных систем, кластеров и GRID-систем), в то время как OpenMP – для систем с общей памятью (SMP-систем).

Существуют реализации указанных технологий для различных языков программирования и различных аппаратных платформ, что позволяет при написании программы максимально абстрагироваться от особенностей вычислительной системы, на которой она будет исполняться.

4.5.1 Технология OpenMP

В технологии OpenMP вычисления распределяются между несколькими потоками, имеющими равноценный доступ к общей области памяти. Для передачи данных между потоками не требуется специальных конструкций. Достаточно использовать для чтения и записи данных различными потоками область памяти с одним и тем же адресом.

Технология OpenMP формирует так называемый «пульсирующий» параллелизм. Выполнение программы начинается в одном главном потоке, называемом ***«мастер-поток».*** В некоторой точке мастер-потока может быть порожден набор других потоков, при этом вычисления, описываемые программой, распределяются между порожденными потоками и мастер-потоком и выполняются параллельно. Затем порожденные потоки завершаются, и вычисления продолжаются в мастер-потоке (рисунок 4.7).

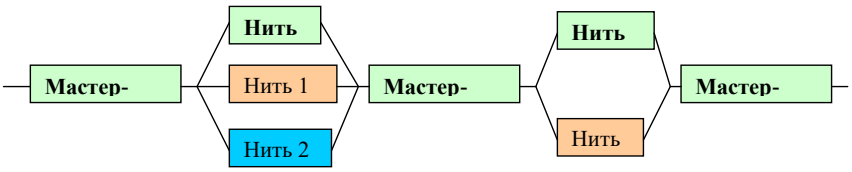


Рис. 4.7. Модель «пульсирующего» параллелизма технологии OpenMP

Каждый поток также может породить набор потоков, после завершения которых вычисления продолжатся в данном потоке.

Для описания параллельных фрагментов программы технология OpenMP использует директивы компилятора вида:

```
#pragma omp <имя_директивы> [clause,…]
```

Таким образом, для успешного применения технологии необходимо, чтобы компилятор ее поддерживал. Существует множество компилято-

ров различных производителей, а также компиляторов с открытым исходным кодом (Open Source), поддерживающих данную технологию. Если технология не поддерживается компилятором, то ее директивы будут игнорироваться. Это позволяет в некоторых случаях создавать универсальный исходный код программы, компилируемый как параллельный или последовательный в зависимости от имеющегося компилятора.

При наличии соответствующего компилятора программа может быть написана на любом языке программирования. На практике для написания программ вычислительного характера используются языки C и Fortran.

Выделяют следующие преимущества технологии OpenMP:

- возможность поэтапного распараллеливания программы путем вставки директив OpenMP в ее различные участки без изменения структуры и основного исходного кода программы;
- возможность создавать программы с универсальным исходным кодом, компилируемые как последовательные или параллельные в зависимости от используемого компилятора;
- возможность использования единого способа распараллеливания вычислений в программах на различных языках программирования, если компилятор соответствующего языка поддерживает технологию OpenMP;
- возможность написания параллельных программ без учета особенностей вычислительной системы – оптимальная реализация директив OpenMP на конкретной платформе выполняется в этом случае разработчиками платформы и обеспечивается предоставляемым ими компилятором.

4.5.2 Технология MPI

Технология MPI (Message Passing Interface) применяется для создания программ, работающих в системах с распределенной памятью. Каждый процесс параллельной MPI-программы имеет собственную область памяти. Обмен данными между процессами выполняется явными операциями пересылки данных в виде сообщений. Технология MPI определяет перечень, семантику и синтаксис функций пересылки сообщений. Спецификация функций не привязана к конкретным языкам программирования, поэтому обеспечивается переносимость программ.

Фактически реализация MPI для конкретной системы – это библиотека функций на некотором языке программирования и набор программ, обеспечивающих среду выполнения MPI-приложений. Наиболее распространены реализации библиотек MPI для языков C и Fortran. Как

правило, производители вычислительных систем предоставляют библиотеки MPI, оптимизированные для выполнения на конкретной вычислительной системе. Существуют и свободно распространяемые версии библиотек MPI.

Среда выполнения MPI-приложений обеспечивается программами-«демонами», работающими на всех узлах вычислительной системы и осуществляющими запуск вычислительных процессов на конкретных узлах. Кроме того, в состав среды выполнения часто входит набор утилит для ее конфигурирования и мониторинга.

MPI-приложение состоит из одного исполняемого файла, который копируется и запускается на заданном числе узлов вычислительной системы. Таким образом, на различных узлах запускается одна и та же программа. Среда выполнения присваивает каждому экземпляру программы уникальный номер, называемый рангом процесса. В составе библиотеки MPI имеется функция MPI_Comm_rank для определения ранга процесса, в котором вызвана эта функция. Путем вызова функции MPI_Comm_rank отдельный процесс может определить свой ранг и в зависимости от его значения выполнить уникальную последовательность действий. Типичная MPI-программа содержит набор операторов условного перехода, обеспечивающих выполнение различных фрагментов программы (параллельных ветвей) для различных значений ранга текущего процесса.

4.6 Структурное преобразование модели параллельных вычислений для систем с распределенной памятью MPI

Быстрое развитие многопроцессорных вычислительных систем кластерного типа с распределенной памятью привело не столько к необходимости к решения задачи распределения вычислительной нагрузки параллельного алгоритма, сколько к необходимости разрешения проблемы организации информационного взаимодействия между процессорами при передаче данных. Решение этих проблем обеспечивает интерфейс передачи данных MPI. В рамках MPI проблема эффективной организации параллельных вычислений неизбежно связана с решением проблемы рациональной организации передачи данных между параллельными процессами. Неслучайно, что подавляющее большинство функций стандарта MPI посвящено передаче данных между процессами.

Более естественным для решения задачи построения алгоритмов параллельных вычислений представляется использование многопроцессорных вычислительных систем с общей памятью (симметричных мультипроцессоров SMP), где отсутствует необходимость организации управления данными. Графическая модель алгоритмов параллельных

вычислений, созданная на основе модели ГСП-технологии, в первую очередь, ориентирована на подобную конфигурацию.

Для систем с общей памятью при разработке модели параллельных вычислений в среде PGRAPH на структуру граф-программы не накладываются сколь-нибудь серьезные ограничения. Однако в стандарте MPI возникает необходимость структурных преобразований граф-программы к виду, приемлемому для использования данного стандарта.

Как говорилось ранее, для описания параллелизма вводится понятие **параллельной ветви** β – подграфа графа G, начинающегося параллельной дугой и заканчивающегося терминирующей дугой:

$$\beta = < A_\beta, \Psi_\beta > ,$$

где A_β – множество вершин ветви, Ψ_β – множество дуг управления ветви.

В соответствии с определением, каждая ветвь имеет ровно один вход и один выход. Число параллельных ветвей в модели фиксируется при ее построении, при этом максимальное количество ветвей не ограничивается. При кодировании алгоритма, описанного с помощью предлагаемой модели, каждая параллельная ветвь порождает отдельный процесс – совокупность операторов, исполняемых последовательно на одном из процессоров параллельной вычислительной системы.

Вершины, из которых исходят параллельные дуги, будем называть ***вершинами ветвления*** .

Вершины, в которых "сходятся" терминирующие дуги, назовем ***терминирующими вершинами***.

В то же время следует отметить, что граф-машина, учитывающая особенности стандарта MPI, способна обрабатывать только примитив агрегатов, общий вид которого представлен на рисунке 4.8.

Агрегат, реализующий параллельные вычисления, может содержать одну параллельную вершину и одну терминирующую. Каждая из параллельных ветвей программы должна быть описана как единый объект (агрегат или актор). Перед параллельной вершиной и после терминирующей вершины допускаются фрагменты граф-модели, использующие последовательное программирование. На рисунке 4.8 они обозначены индексами 1 и 2.

Данное ограничение не столь существенно, поскольку любой объект рассматриваемого примитива может содержать агрегаты, использующие параллельные вычисления. Причем уровень вложенности агрегатов не ограничен. Очевидно, что суперпозиция примитивов порождает последовательно-параллельную модель Р-графа.

Однако для визуального программирования подобные иерархические конструкции не являются удобными и выразительными. Очевидно, что при разработке модели параллельных вычислений пользователь не должен руководствоваться введенными ограничениями, связанными с особенностями организации параллельных вычислений в MPI. Пользователь должен иметь возможность строить модель параллельных вычислений с учетом принятых правил их построения, достаточно произвольно, например так, как это показано на рисунке 4.2 а.

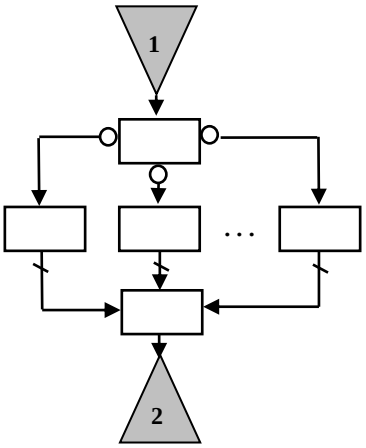


Рис 4.8. Примитив агрегата

В связи с этим, возникает задача редукции исходного Р-графа к совокупности вложенных примитивных агрегатов.

В некоторых работах [24], для обозначения подобного рода декомпозиции исходного объекта к последовательности более простых, вводится термин – десуперпозиция.

4.7 Десуперпозиция Р-графа

Введем понятие **правильно построенного агрегата** (ППА), схематично представленного на рисунке 4.8. Правильно построенный агрегат имеет только одну вершину ветвления, одну терминирующую вершину и множество параллельных вершин, связанных с вершинами ветвления и терминации.

Вершины ветвления обозначим символом “H”. Терминирующие вершины - символом “E”. Вершины, принадлежащие параллельным ветвям, обозначим символом “#”.

В дальнейших рассуждениях для наглядности рассмотрим демонстрационный пример модели параллельного алгоритма, который будет подвергнут десуперпозиции. Исходная пользовательская модель алгоритма, назовем её **моделью А**, представлена на рисунке 4.10.

Мастер ветвь агрегата G0 содержит три параллельные ветви, в каждую из которых вложены еще по две параллельные ветви, и, в этом смысле, G0 не является ППА. Для выполнения параллельных вычислений в системе PGRAPH необходимо произвести разбиение структуры графа G0 на совокупность правильно построенных агрегатов (**модель С**), например, как это показано на рисунке 4.11.

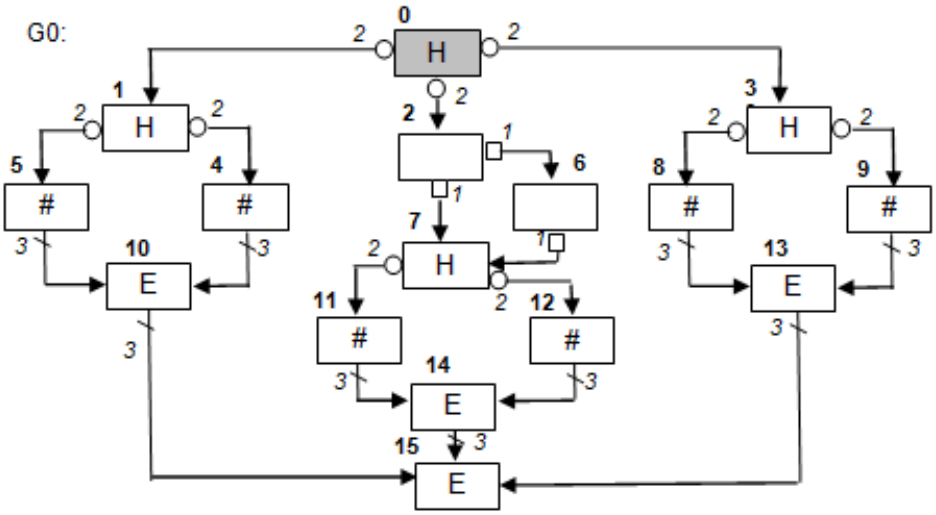


Рис. 4.10 . Исходный P-*граф G0 (**модель А**)*

Можно предложить следующую формальную постановку задачи:

Пусть задан ориентированный граф $G_0 = (A, \Psi), |A| = n$ и пусть

$$\tilde{A} = \{A_1, \ldots, A_n, G_1, \ldots, G_r\}, \left|\tilde{A}\right| = n + r .$$

Требуется найти *десуперпозицию* $R(\tilde{A}) = (\tilde{A}^{(1)}, \tilde{A}^{(2)}, \ldots, \tilde{A}^{(r)})$ графа G_0 на r *правильно построенных подграфов* G_i ($\tilde{A}^{(i)} \in G_i$), таких, что

$$\tilde{A} = \bigcup_{k=1}^{r} \tilde{A}^{(k)}, \quad \tilde{A}^{(i)} \bigcap \tilde{A}^{(j)} = \varnothing, i \neq j$$

Здесь $\tilde{A}^{(i)}$ - подмножество множества вершин $\tilde{A}$.

Прежде чем производить десуперпозиции Р-графа, необходимо произвести системный анализ рассматриваемого объекта с целью сбора информации о строении графа, выделения требуемых подструктур с уточнением инфраструктуры графа относительно выделенных подструктур. Обычно этим занимается теория нумерации графов [19].

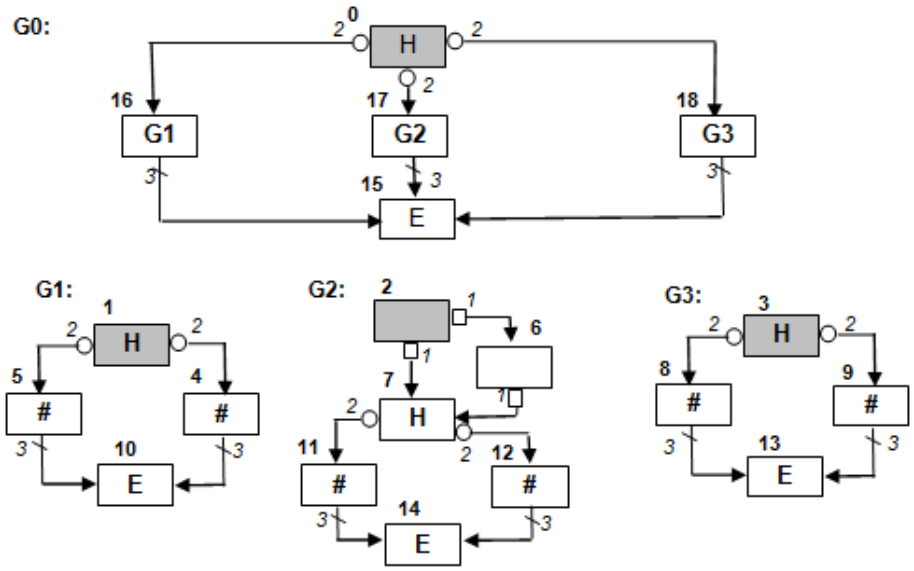


*Рис. 4.11. Разбиение агрегата G0 на правильные компоненты (**модель С**)*

Для преобразования исходной модели вида А к модели типа С, содержащей только правильные компоненты, необходимо произвести F-нумерацию вершин графа модели А.

*В нашем случае под **F-нумерацией графа** G будем понимать инъективное отображение множества вершин $A(G)$ графа на множество слов X^*, алфавита X :*

$$F : A(G) \to X^*.$$

Пусть алфавит имеет вид: $X = \{"H", "V", "E", ".", "0", "1", "2", \ldots\}$.

Слова нумерации имеют следующую семантику:

$$M = < N_{ur}.Type.N_1.N_2.\cdots.N_{Nur} >, \qquad (4.5)$$

где N_{ur} - количество уровней иерархии при вложенности параллельных структур друг в друга; N_i - номер вершины на i-м уровне иерархии (если *i*=Nur) или номер иерархии вложения; Type – тип вершины (Type=H для вершины ветвления; Type=E для терминальных вершин; для остальных Type=V).

Предложенная схема кодирования вершин графа достаточно точно идентифицирует структуру направленного последовательно-параллельного Р-графа. На рисунке 4.12 приведен пример разметки графа G0 (модель В), представленного на рисунке. 4.10.

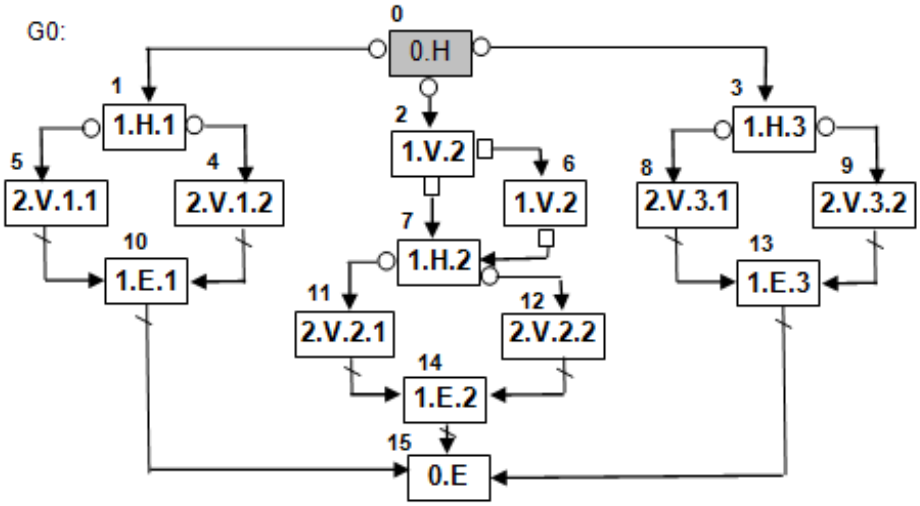


*Рис. 4.12. Размеченный граф G0 (**модель В**)*

Для Р-графа каждой параллельной вершине соответствует терминирующая вершина (см. п.2.3.2 требование 5), например пары: (0.Н - 0.Е), (1.Н.1 - 1.Е.1), (1.Н.2 - 1.Е.2), (1.Н.3 - 1.Е.3). Параллельные ветви графа, очевидно, находятся между параллельной и терминирующей вершинами. Топология расположения параллельных ветвей определяется по коду номера вершины. Например, параллельные подграфы (1.Н.1 - 1.Е.1), (1.Н.2 - 1.Е.2), (1.Н.3 - 1.Е.3) расположены между параллельной вершиной 0.Н и терминирующей - 0.Е. Внутренние вершины каждой параллельной ветки имеют собственную нумерацию, по которой можно определить ее принадлежность соответствующей параллельной ветке графа. Внутренние вершины параллельной ветки имеют одинаковый код. Число N_{ur} в коде - служебный параметр, предназначенный для процедур чтения кода.

Представленная нумерация позволяет организовать процедуру десуперпозицию исходного Р-графа на совокупность вложенных правильно построенных агрегатов.

Десуперпозиция реализуется в соответствии со следующими правилами:

Правило 1. Вершины каждой из параллельных веток графа, находящиеся между параллельной и терминирующей вершинами одного уров-

ня, агрегируются в отдельный подграф. Вложенному агрегату присваивается новое имя. Выделенный подграф заменяется в исходном подграфе новой вершиной.

***Правило** 2.* Если новый подграф не является ППА, то к нему применяется правило 1.

Правило 3. Процедура десуперпозиции завершается, если для исходного и всех новых подграфов невозможно применить правило 1.

Например, троекратное применение правила 1 к исходному *P*-графу нашего примера позволит выделить 3 подграфа, находящиеся между вершинами 0.H и 0.E, имеющие одинаковый уровень вложенности:

1. G1: {(*1*.H.1), (*2*.V.1.*1*), (*2*.V.1.*2*), (*1*.E.1)};
2. G2: {(*1*.V.2), (*1*.V.2), (*1*.H.2), (*2*.V.2.*1*), (*2*.V.2.*2*), (*1*.E.2)};
3. G3: {(*1*.H.3), (*2*.V.3.*1*), (*2*.V.3.*2*), (*1*.E.3)}.

Поскольку подграфы G1, G2 и G3 являются правильно построенными агрегатами, дальнейшей десуперпозиции не требуется, и мы имеем композицию графов, представленную на рисунке 4.11.

4.8 Алгоритм *F*-нумерации

Прежде чем описать процедуру *F*-нумерации P-графа, рассмотрим, возможно ли в принципе реализовать десуперпозицию исходного *P*-графа к совокупности вложенных правильно построенных агрегатов.

Пусть П – некоторый маршрут в орграфе $\vec{G}$, соединяющий вершину *u* с вершиной *v*. Предположим, что П – цепь, т.е. никакая из вершин не встречается в маршруте дважды. Очевидно, что в P-графе все маршруты являются цепями, поскольку P-граф является бесконтурным двухполюсным графом, а следовательно, в нем отсутствуют циклические маршруты.

В произвольном орграфе введем частичную операцию композиции: если Π_1 имеет своим концом вершину *v*, а Π_2 имеет ее своим началом, то *композицией* этих маршрутов называется маршрут $\Pi = \Pi_1\Pi_2$, состоящий в последовательном прохождении сначала маршрута Π_1, а затем маршрута Π_2.

В [23] показано, что для операции композиции справедлив закон ассоциативности:

$$\Pi_1(\Pi_2\Pi_3) = (\Pi_1\Pi_2)\Pi_3 .$$

Связкой маршрутов *в орграфе* $\vec{G}$ *называется произвольное множество* $B(u,v)$ *маршрутов с началом в вершине* u *концом в вершине* v.

Для связок маршрутов вводятся две операции:

1. Теоретико-множественное объединение связок, относящихся к одной и той же упорядоченной паре вершин ;
2. Операция композиции связок

$$B_i(u,v)B_j(v,w)=\{\Pi_1\Pi_2 \mid \Pi_1 \in B_i(u,v) \,\&\, \Pi_2 \in B_j(v,w)\}.$$

Под пустой связкой понимается связка, не содержащая ни одного маршрута. Ее обозначают О, и для нее справедливо $\forall B \quad B \bullet O = O \bullet B = O$.

В работе [23] (теорема 3.30) показано, что алгебра связок всех маршрутов некоторого орграфа $\vec{G}$: $\{B(\vec{G}),\ \cup,\ \bullet,\ O\}$ образует частичное полукольцо. Из чего следует, что любой Р-граф можно представить множеством способов в виде суперпозиции (для выбранных операций) связок цепей. Более того, введенная алгебра позволяет разрабатывать алгебраические методы решения некоторых задач структурного анализа, например, поиск всех гамильтоновых путей орграфа.

В нашем случае, для построения алгоритма *F*-разметки Р-графа рассмотрим более эффективный топологический алгоритм. Идея этого алгоритма заключается в том, что маршруты целесообразно строить от начальной вершины на максимально возможную глубину вплоть до концевой вершины. Учитывая, что исходный граф - двухдольный без контуров, то для него всегда существует маршрут от начальной до концевой вершины. Двигаясь по вершинам выделенного маршрута, несложно, с учетом типов вершин, определить уровни вложенности параллельных ветвей модели. Причем все параллельные и терминирующие вершины будут встречаться парно.

Введем следующие правила процедуры *F*-разметки графа:

Правило *1*. На первом этапе строится маршрут от начальной до концевой вершины Р-графа (стока). В зависимости от уровня вложенности параллельных веток все вершины маршрута помечаются кодами в соответствии с формой (4.5). В маршруте «окрашиваются» все дуги и пройденные вершины, имеющие один исход.

Правило *2*. Вершины, для которых «окрашены» все исходящие дуги – «окрашиваются».

Правило *3*. На очередном шаге работы алгоритма в Р-графе ищется неокрашенная вершина с множественными исходами, в которой одна дуга не окрашена. Для определения ее кода, используется код предше-

ствующей окрашенной дуги. Далее строится новый маршрут из этой вершины до первой встретившейся «окрашенной вершины».

Правило 4. Алгоритм останавливается, если все вершины оказываются окрашенными.

Например, для Р-графа, представленного на рисунке 4.10, на первом шаге получим маршрут: $П_1$= 0-1-5-10-15. Причем окрашенными будут вершины {5, 10, 15} и все дуги маршрута. Вершины получат коды, представленные на рисунке 4.12.

Далее, первой найденной по правилу 3 вершиной окажется вершина 0, у которой будет выбрана дуга (0-2). Из вершины 0, в соответствии с правилом 3, будет построен маршрут: $П_2$=0-2-7-11-14 до «окрашенной» вершины 15. Маркировка вершины 2 является функцией кода уже пройденной вершины (параллельной ветки) 1.

Аналогично строится маршрут $П_3$=0-3-8-13. Причем на этом этапе список «окрашенных» вершин состоит из {5, 10, 15, 7, 11, 14, 8, 13}, к которому добавляется вершина 0, поскольку у нее все исходящие ветки окрашены.

Далее рассматривается вершина 1, и строится маршрут: $П_4$=1-4. Затем маршрут: $П_5$=2-6-7-12 со списком окрашенных вершин {5, 10, 15, 7, 11, 14, 8, 13 ,0, 4, 6, 12, 2}. И, наконец, формируется последний маршрут $П_6$=3-9.

Неокрашенных вершин не осталось, и все вершины исходного графа будут пронумерованы (см. рис. 4.12).

Утверждение 4.1. *Предложенный алгоритм F-нумерации инвариантен по отношению изоморфного преобразования Р-графа, при условии сохранения типов вершин.*

Данное утверждение полезно в том смысле, что в реальных условиях в технологии ГСП нумерация вершин реализуется по мере прорисовки графа модели вычислительного процесса, и, в общем случае, полученная нумерация не обязательно является правильной. Однако из утверждения 4.1 следует, что *F*-нумерация будет верной.

4.9 Сложность алгоритма *F*-нумерации вершин Р-графа

Пусть h – число уровней в графе параллельных вычислений до линии симметрии (см. рисунок 4.13); q – количество параллельных веток на каждом уровне иерархии (для простоты полагаем одинаковое количество параллельных веток, например, максимальное). Тогда число вершин графа $n = \frac{(q^h - 1)}{q-1} + \frac{(q^{h-1} - 1)}{q-1} = \frac{q^h + q^{h-1} - 2}{q-1}$, число ребер

$m = 2\dfrac{q(q^{h-1}-1)}{q-1}$. Оценим количество ребер, приходящихся на одну вершину: $\alpha = m/n = 2\dfrac{q^h - q}{q^h + q^{h-1} - 2}$. Причем в пределе при q>1 $\alpha = \lim\limits_{h\to\infty} \dfrac{q^h - q}{q^h + q^{h-1} - 2} = \dfrac{2q}{q-1}$. Следовательно число ребер оценивается $m = \alpha n$.

В предложенном алгоритме каждое ребро проходится 1 раз, следовательно $O(\alpha n) = O(n)$.

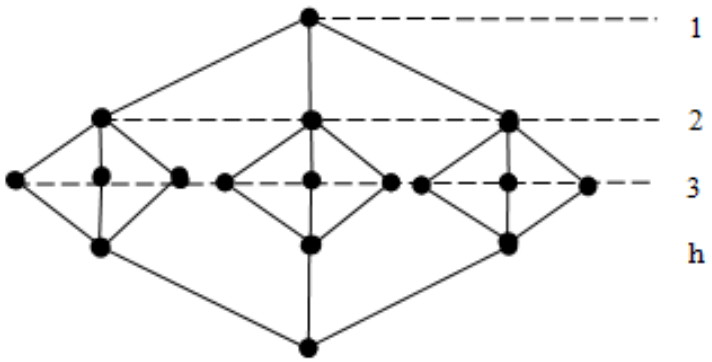


Рис. 4.13

4.10 Алгоритм десуперпозиции Р-графа

В разделе 2.5 описан способ представления графа с помощью так называемых структур смежности графа на смежной памяти. С помощью двух массивов: GPcomp и GPgraf. Десуперпозиция исходного параллельного графа фактически сводится к выделению компонент связности исходного графа, названных в п.п. 4.6 правильно построенными агрегатами, и приведению исходного графа к виду ППА.

Несложно увидеть, что в этом случае исходный граф превратится в многосвязный граф, содержащий все свои ППА, т.е. вместо построения совокупности новых графов можно воспользоваться описанием исходных структур (GPcomp и GPgraf) с использованием естественной нумерации их вершин. Однако в массиве GPcomp придется добавить новые вершины описания новых компонент связности – ППА. Например, для графа G0 рисунка 4.10 таких компонент 3.

Если предположить, что все параллельные ветки программы, включая вложенные, имеют более чем одну вершину, то число дополнительных вершин в новом многосвязном графе можно вычислить по формуле:

$$M = \sum_{T(v_k)=2} d^{-}(v_k),$$

где $d^{-}(v)$ - степень исхода вершины [23].

При этом очевидно, что количество дуг описания многосвязного графа, полученного в результате десуперпозиции исходного графа, в массиве GPgraf останется прежним.

Алгоритм десуперпозиции исходного графа основан на перечисленных выше свойствах структур GPcomp и GPgraf и произведенной ранее *F*-нумерации вершин графа. Фактически предлагаемый алгоритм десуперпозиции графа производит некоторые преобразования структур GPcomp и GPgraf.

4.11 Преобразование графа управления модели параллельного алгоритма к стандартному виду

Завершающий этап приведения описания графа управления модели параллельного алгоритма к стандартизованному виду фактически сводится к удалению из *модели С* всех терминирующих дуг и добавлению для каждого подграфа по одной управляющей дуге, направленной от параллельной к терминальной вершине. В результате формируется стандартная форма модели параллельных вычислений (**модель D**), представленная на рисунке 4.14.

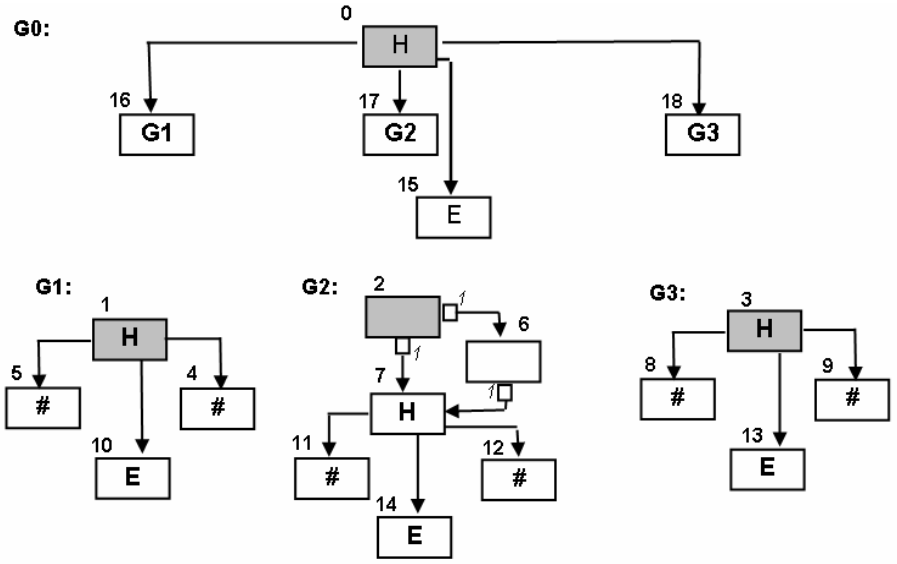


*Рис. 4.14. Стандартная форма модели графа G0 (**модель D**)*

В модели D все концевые вершины графов (кроме терминирующей, имеющей тип E) закрепляются за одним из компьютеров кластера, т.е к процессорам p1, p2 и т.д., на которых запускаются соответствующие вычислительные задачи. После завершения всех вычислений управление передаётся на терминирующую вершину типа E.

Стандартная форма модели параллельного алгоритма организована под возможности управляющей программы ГСП – граф машины. GM, которая работает с мастер ветвью иерархической модели параллельного алгоритма, первоначально резервирует нужное количество свободных процессоров. На каждом из процессоров запускаются соответствующие программы. При этом, GM управляет производимыми вычислениями, организуя, при необходимости, обмен данными между программами и отслеживая момент завершения выполнения всех параллельных процессов для каждого из ППА модели. Если все процессоры закончили вычисления, то управление перехватывается GM и передаётся на терминирующую вершину.

В результате, предложенный метод автоматизации организации параллельных вычислений для произвольной модели параллельного алгоритма сводится к последовательности эквивалентных декомпозиционных преобразований по цепочке: **модель A -> модель B -> модель C -> модель D**.

4.12 Алгоритм суперпозиции иерархической граф-модели параллельных вычислений

В предшествующих разделах подробно описаны алгоритмы системного анализа графа управления модели организации параллельных вычислений в среде PGRAPH, позволяющие преобразовать «пользовательское» описание модели параллельного алгоритма к совокупности правильно построенных агрегатов, приведенных к стандартному виду. Подобная декомпозиция исходной модели параллельного алгоритма, в конечном итоге, предоставляет возможность использования (скрытого от пользователя) средств системы MPI для организации параллельных вычислений высокопроизводительных вычислительных систем с распределённой памятью.

Однако сама по себе технологическая среда ГСП позволяет пользователю разрабатывать модели параллельных алгоритмов в свободном стиле, в том числе, порождать иерархические композиции вложенных параллельных агрегатов. В этом случае требуется произвести объединение совокупности частных параллельных агрегатов в один суперагрегат путём применения конечного числа операций подстановки моделей частных вложенных агрегатов в вершины, откуда производится их вы-

зов. Фактически, за счёт выполнения операции суперпозиции реализуется построение обобщенного суперагрегата, эквивалентного исходной иерархической модели.

На следующем этапе суперагрегат подвергается описанной операции десуперпозиции и приводится к виду, приемлемому для реализации параллельных вычислений на суперкомпьютере. Следует отметить, что избежать операции суперпозиции исходной модели невозможно, поскольку только на обобщенной модели параллельного алгоритма возможно правильно посчитать и спланировать распределение ресурсов между параллельными процессорами.

4.12.1 Дерево вложенности агрегатов

Рассмотрим следующую формальную постановку задачи суперпозиции пользовательской модели алгоритма параллельных вычислений.

Пусть модель алгоритма представлена совокупностью иерархически вложенных параллельных агрегатов $M_G =< D_G, A_G, \Psi_G, G_1, G_2, ..., G_n >$, где D_G - множество данных модели M_G; A_G - множество вычислимых функций исходной модели; Ψ_G - множество дуг управления модели M_G; $G_i = \{A_i, \Psi_i\}$ - частные, вложенные параллельные агрегаты модели M_G. Требуется построить обобщенную модель суперагрегата $M_\Sigma =< D_G, A_G, \Psi_G, G_\Sigma >$, где $G_\Sigma = Sp(G_1, G_2, ..., G_n)$ - оператор суперпозиции агрегатов $G_1, G_2, ..., G_n$.

Содержание алгоритма суперпозиции иерархической граф-модели проиллюстрируем на примере простой модели, представленной на рисунке 4.15.

На основе описаний агрегатов исходной граф-модели параллельного алгоритма несложно построить дерево вложенности агрегатов. Например, дерево вложенности иерархической модели G, представленной на рисунке 4.15, показано на рисунке 4.16.

Если построить операцию суперпозиции двух агрегатов: родительского и вложенного в него «дочернего», то построение алгоритма суперпозиции иерархической модели параллельного алгоритма становится очевидным.

Обозначим такую операцию $Un(G_{par}, G_{dot})$, тогда суперпозицию модели параллельного агрегата, представленного на рисунке 4.15 с деревом вложенности (см. рис. 4.16) можно описать формулой:

$G_\Sigma = Un(Un(G, Un(G3, G2)), G1)$.

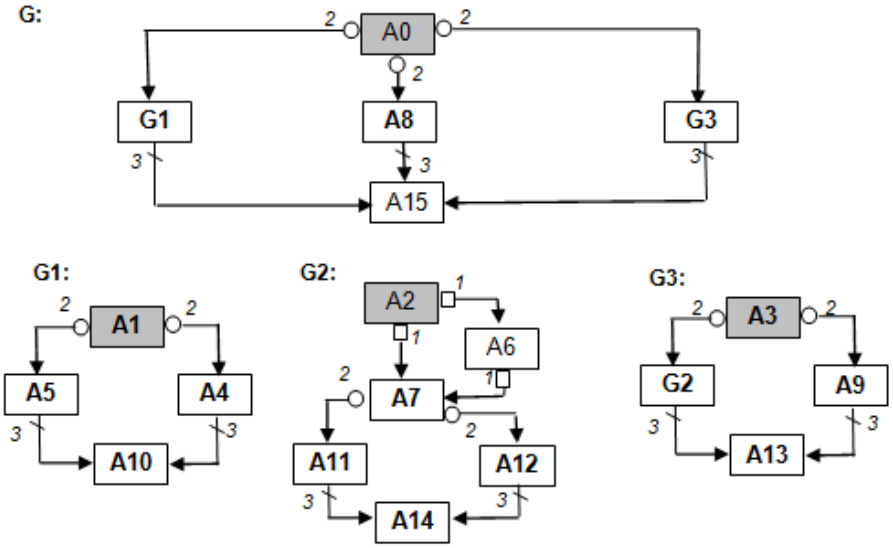


Рис. 4.15. Исходная иерархическая модель агрегата G

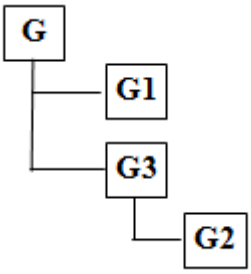


Рис. 4.16. Дерево вложенности

4.12.2 Алгоритм операции суперпозиции двух агрегатов

В алгоритме операции суперпозиции двух агрегатов используется оригинальный способ представления управляющих графов моделей в виде массивов структур смежности графа на смежной памяти (ListTop и ListGraph), описанный в разделе 2.5. В данном разделе абстрагируемся

от дополнительных технологических полей этих массивов, необходимых либо для работы алгоритма десуперпозиции Р-графа, либо для работы граф-машины. Будем рассматривать лишь те поля массивов, которые определяют топологию графа (помечают вершины и дуги графа), подразумевая, что остальные поля преобразуются вместе со «структурными» полями.

В этом случае массивы структур ListTop и ListGraph можно представить матрицей T и вектором Gr (см. рис. 4.17).

$$T=\begin{Vmatrix} t_{0,1} & t_{0,2} & t_{0,3} \\ & \dots & \\ & t_{i,j} & \\ & \dots & \\ t_{N,1} & t_{N,1} & t_{N,1} \end{Vmatrix} \qquad Gr=\begin{Vmatrix} g_0 \\ \dots \\ g_i \\ \dots \\ g_{N_G} \end{Vmatrix}$$

Рис. 4.17

В матрице T первый столбец содержит перечисление номеров вершин графа управления. Второй столбец содержит ссылки на начало участка элементов вектора Gr, с которого начинается описание номеров вершин, в которые реализуется переход из вершины с номером $t_{k,1}$. Номер конца этого списка содержится в третьем столбце массива T. В векторе Gr записаны все группы вершин, в которые возможен переход из вершин, описанных в первом столбце матрицы T. В таблице T выделенным номером -77 в столбцах 2 и 3 помечаются концевые вершины.

Для описания алгоритма операции суперпозиции двух агрегатов введем следующую систему обозначений. Родительский граф будем помечать индексом «P», дочерний граф – «D». Обозначим:

- N_D - число строк матрицы $T^{(D)}$;
- $N_G^{(D)}$ - размер вектора $Gr^{(D)}$;
- N_P - число строк матрицы $T^{(P)}$;
- rootD – номер начальной вершины дочернего графа «D»;
- rootP - номер начальной вершины родительского графа «P»;
- j_D - номер вершины в графе «P», откуда производится вызов графа «D».

Формально, суперпозиция двух агрегатов заключается в объединении массивов $T^{(P)}$ и $T^{(D)}$, а также векторов $Gr^{(P)}$ и $Gr^{(D)}$. Но при

этом необходимо изменить определённым образом нумерацию вершин в перечисленных структурах, особенно в «дочерней» части.

Преобразование нумерации элементов массива $T^{(D)}$ опишем следующим матричным преобразованием:

$$\mathbf{T}^{(D)} = \begin{array}{lcc} & \text{j} & \text{Top} \quad \text{FirstDef} \quad \text{LastDef} \\ & 0 & \left\| \begin{array}{ccc} N_P + \text{j} & t_{2,0}^{(D)} + N_G^{(P)} & t_{3,0}^{(D)} + N_G^{(P)} \\ \ldots & & \\ t_{1,j_D}^{(P)} & t_{2,r}^{(D)} + N_G^{(P)} & t_{3,r}^{(D)} + N_G^{(P)} \\ \ldots & & \\ N_P + k & t_{2,k}^{(D)} + N_G^{(P)} & t_{3,k}^{(D)} + N_G^{(P)} \\ \ldots & & \\ N_P + \tilde{k} & t_{2,j_D}^{(P)} & t_{3,j_D}^{(P)} \\ \ldots & & \\ N_P + N_D - 1 & t_{2,N_D}^{(D)} + N_G^{(P)} & t_{3,N_D}^{(D)} + N_G^{(P)} \end{array} \right\| \\ \text{корень графа} & r & \\ & k & \\ \text{концевая вершина} & \tilde{k} & \\ & N_D - 1 & \end{array} \tag{4.6}$$

В преобразовании (4.6) практически все номера вершин «дочернего» графа (первый столбец матрицы $\mathbf{T}^{(D)}$) увеличиваются на число вершин родительского графа N_P. Исключение составляют строки, описывающие корень дочернего графа и его концевые вершины.

В векторе $\mathbf{Gr}^{(D)}$, в соответствии с формулами (4.7), производится смещение нумераций вершин, на которые ссылаются вершины матрицы $\mathbf{T}^{(D)}$.

В матрице $\mathbf{T}^{(P)}$ изменяются ссылки для вершины, из которой вызывается «дочерний» граф (см. преобразование (4.8))

$$\mathbf{Gr}^{(D)} = \begin{array}{c} \\ 0 \\ 1 \\ \\ \text{i} \\ \\ N_G^{(D)} \end{array} \left\| \begin{array}{c} \text{Top} \\ t^{(D)}_{g^{(D)}_{1,0}} \\ t^{(D)}_{g^{(D)}_{1,1}} \\ \ldots \\ t^{(D)}_{g^{(D)}_{1,i}} \\ \ldots \\ t^{(D)}_{g^{(D)}_{1,N_G}} \end{array} \right\| \tag{4.7}$$

$$\mathbf{T}^{(P)} = \begin{array}{c} \begin{array}{ccc} \text{Top} & \text{FirstDef} & \text{LastDef} \end{array} \\ \left\| \begin{array}{ccc} 0 & t_{2,0}^{(P)} & t_{3,0}^{(P)} \\ \dots & & \\ j_D & t_{2,rootD}^{(D)} & t_{3,rootD}^{(D)} \\ \dots & & \\ N_P & t_{2,N_P}^{(P)} & t_{3,N_P}^{(P)} \end{array} \right\| \end{array} \qquad (4.8)$$

Введенные преобразования позволяют построить достаточно простой алгоритм операции суперпозиции графов управления.

4.12.3 Алгоритм операции суперпозиции графов

Шаг 1. Для «дочернего» графа G_{dot} с матрицей $\mathbf{T}^{(D)}$ выполнить преобразование (4.6). Переходим к шагу 2.

Шаг 2. С помощью преобразования (4.7) произвести смещение нумераций в векторе $\mathbf{Gr}^{(D)}$ вложенного графа G_{dot}. Переходим к шагу 3.

Шаг 3. В матрице $\mathbf{T}^{(P)}$ графа G_{par} с помощью преобразования (4.8) изменим содержимое строки j_D, соответствующей вершине, ссылающейся на граф G_{dot}. Переходим к шагу 4.

Шаг 4. Строки матрицы $\mathbf{T}^{(P)}$ объединяются со строками матрицы $\mathbf{T}^{(D)}$: $\tilde{\mathbf{T}}^{(P)} = \mathbf{T}^{(P)} \bigcup\limits_{i \neq rootD} \mathbf{T}^{(D)}$. Причем строки матрицы $\mathbf{T}^{(D)}$ добавляются к матрице $\mathbf{T}^{(P)}$ после её последней строки, при этом в матрице $\mathbf{T}^{(D)}$ пропускается строка, соответствующая начальной вершине графа G_{dot}. Переходим к шагу 5.

Шаг 5. Элементы вектора $\mathbf{Gr}^{(P)}$ объединяются с элементами вектора $\mathbf{Gr}^{(D)}$: $\tilde{\mathbf{Gr}}^{(P)} = \mathbf{Gr}^{(P)} \bigcup \mathbf{Gr}^{(D)}$. При этом элементы вектора $\mathbf{Gr}^{(D)}$ добавляются, начиная с конца вектора $\mathbf{Gr}^{(P)}$. Конец.

В качестве примера на рисунке 4.18 приведен результат применения операции суперпозиции $\tilde{G}_3 = Un(G_3, G_2)$ для иерархической модели описания графа G, представленного на рисунке 4.14.

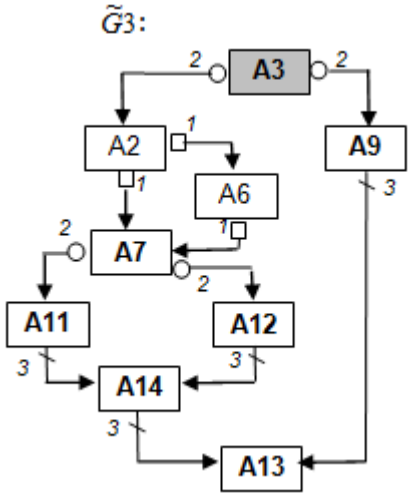


Рис. 4.18. Суперпозиция графов G3 и G2

4.13 Краткий обзор

В главе рассматривались концепции визуального, графического способа представления алгоритмов параллельных вычислений, естественным образом полученные за счет расширения концепций описания последовательных алгоритмов, принятых в технологии ГСП. Для параллельного алгоритма его графическая форма записи позволяет в явном виде изобразить организацию параллельных вычислений, что существенно облегчает восприятие алгоритма человеком.

В теоретическом плане для организации параллельных вычислений алгоритмическая модель системы GRAPH расширена дополнительными компонентами, в первую очередь, за счет расширения типов дуг, когда к обычной последовательной дуге были добавлены параллельная, терминирующая и дуга синхронизации.

Существенно изменились и алгоритмы управления вычислительными процессами. Однако, что важно, удалось сохранить принцип централизации всех механизмов управления в рамках универсальной программы, называемой граф-машиной.

Естественно, что так же как для всех систем управления параллельными процессами, в новой системе PGRAPH добавлены средства орга-

низации синхронизации параллельных вычислений. В технологии ГСП используется оригинальный комбинированный способ синхронизации, использующий одновременно механизмы передачи сообщений и принцип мониторной синхронизации.

Учитывая, что для реализации параллельных вычислений вычислительных систем кластерного типа с распределенной памятью неизбежно приходится использовать протоколы передачи данных между процессорами, например, систему MPI. В системе PGRAPH имеются широкие возможности для наглядного представления моделей параллельных алгоритмов, которые вступают в серьезные противоречия со стандартами системы MPI. В связи с чем предложены методы автоматического преобразования исходной модели параллельных вычислений к стандартному виду, приемлемому для системы MPI. Причем все преобразования производятся скрытно от разработчика.

4.14 Контрольные вопросы

1. Какие основные изменения внесены в алгоритмическую модель технологии последовательных вычислений в системе PGARPH?
2. Опишите назначение параллельной и терминирующей дуг.
3. Что такое параллельная ветвь программы?
4. Чем управляются параллельная и терминирующие дуги параллельного алгоритма?
5. Какая ветвь программы называется мастер-ветвью?
6. Что такое семафорный предикат?
7. Особенности технологий и средств MPI и OpenMP.
8. Какой агрегат называется правильно построенным?
9. В чем суть проблемы приведения графа управления модели параллельного алгоритма к стандартному виду.
10. Что такое десуперпозиция *P*-графа?
11. Опишите алгоритм *F*-нумерации *P*-графа.

4.15 Задачи и упражнения

1. На рисунке 4.18 представлена авторская граф-модель параллельного алгоритма. Используя алгоритм *F*-нумерации, произведите разметку вершин графа. Постройте модель B.

2. На основе построенной B-модели графа произведите его десуперпозицию на совокупность вложенных правильно построенных агрегатов (постройте C-модель графа)..

3. Произведите преобразование графа управления модели параллельного алгоритма (C-модели) к стандартному виду D-модели.

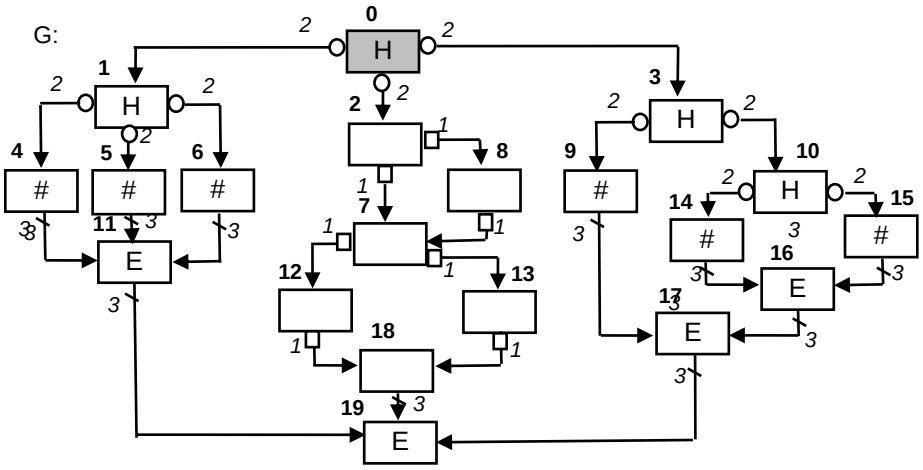


Рис. 4.19. Авторская модель параллельного алгоритма

4. На рисунке 4.20 представлены два графа: G0 – корневая граф-модель алгоритма и G1 – вложенная модель алгоритма.

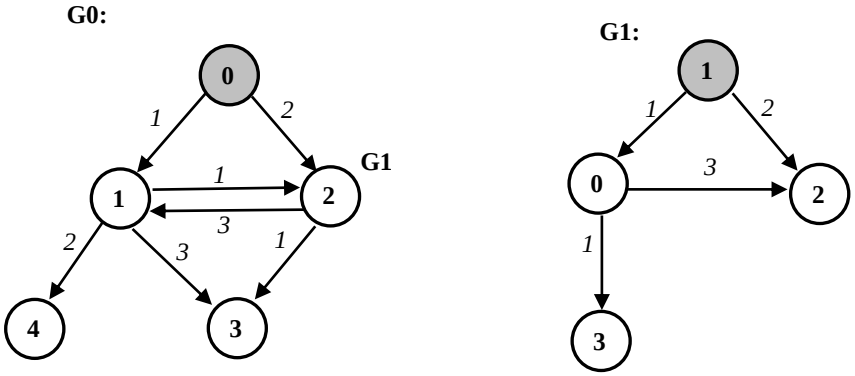


Рис. 4.20. Авторская модель параллельного алгоритма

На рисунках 4.21 и 4.22 представлены описания информационных структур данных графов.

ListTop

	FirstDef	LastDef
	0	1
0	2	4
1	5	6
2	-77	-77
3	-77	-77
4		

ListGraph

Arc	Top	
1	1	*0*
2	2	*1*
1	2	*2*
3	3	*3*
2	4	*4*
3	1	*5*
1	3	*6*

Рис. 4.21. Информационная структура графа G0

ListTop

	FirstDef	LastDef
	0	1
0	2	3
1	-77	-77
2	-77	-77
3		

ListGraph

Arc	Top	
3	2	*0*
1	3	*1*
1	0	*2*
2	2	*3*

Рис. 4.22. Информационная структура графа G1

Необходимо произвести операцию суперпозиции этих двух графов.

5 МЕТОДЫ КОНТРОЛЯ КОРРЕКТНОСТИ МОДЕЛЕЙ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ ВЫЧИСЛЕНИЙ

В технологии ГСП параллельный вычислительный процесс использует общую память, содержащую переменные со значениями данных предметной области.

Минимальным фрагментом граф-программы, который изменяет значения данных, является ее вершина (точнее – оператор, которым помечена вершина). Так как в параллельной граф-программе несколько вершин могут исполняться одновременно, возможна ситуация, при которой одно и то же данное будет одновременно использоваться несколькими вершинами. Если все вершины используют данное для чтения, то такая ситуация не представляет опасности, значение данного может быть передано всем запросившим его вершинам одновременно.

Если все или часть одновременно исполняющихся вершин в ходе своей работы изменяют значение данного (используют его для записи), то такая ситуация является потенциальным источником ошибок. Ошибки такого рода традиционно обозначают термином «гонка» (процессы соревнуются за доступ к данным), а ситуация, при которой они возникают, называется «состоянием гонки» (race condition).

Отметим, что предикаты не изменяют значения данных ПрОП, они лишь сравнивают их, т.е. используют для чтения. Поэтому в предикатах подобных ошибок не возникает.

Предположим, что граф-модель параллельной программы содержит фрагмент, в котором несколько вершин исполняются одновременно и записывают результат своей работы в одну и ту же переменную. Совместное использование переменных может быть допущено случайно или введено намеренно. Например, программа оптимизации может искать значение оптимизируемого параметра одновременно несколькими методами. В этом случае каждый из методов представляется отдельной параллельной ветвью. Все ветви используют одну и ту же переменную для записи вычисленного значения параметра. Если для вычислителя не имеет значения, каким из методов получен результат, то ошибки не возникает – модель будет считаться корректной.

Предположим теперь, что в той же граф-модели каждая параллельная ветвь использует некоторую переменную-счетчик (например, счетчик итераций).

Следуя привычному образу мышления, разработчик модели может присвоить одно и то же имя переменной–счетчику в каждой из параллельных ветвей. В этом случае, при их одновременном исполнении, значение счетчика будет в произвольном порядке считываться и изме-

няться различными ветвями. Очевидно, что целостность переменной–счетчика будет нарушена и результат вычислений будет неверным.

Аналогичная ситуация возникает при коллективной разработке, когда различные параллельные ветви модели создаются различными разработчиками. При объединении их в один граф велика вероятность появления одной и той же переменной в нескольких параллельных ветвях.

На практике модели, предназначенные для решения вычислительных задач, как правило, имеют сложную структуру и оперируют большим количеством переменных. Таким образом, поиск в них совместно используемых данных становится непростой задачей. Наилучшим решением является разработка методов автоматизированного поиска таких данных.

Методы обнаружения состояний гонки (race condition detection) делят на статические и динамические. Методы первой группы анализируют исходный код программы до ее запуска. Методы второй группы обнаруживают гонки в процессе исполнения программы. Для этого исходный текст программы модифицируется. В него вставляются конструкции, позволяющие детектировать важные для обнаружения гонки события (запуск и завершение нитей, использование механизмов синхронизации и т.п.) Считается, что статические методы дают излишне много ложных срабатываний, т.к. не учитывают реального контекста, в котором работает программа. С другой стороны, динамические методы анализируют лишь конкретные истории выполнения программы, при этом имея дело, вообще говоря, с модифицированной программой, а не с оригиналом.

Существует два общепринятых подхода к обнаружению состояний гонки. Первый подход, называемый lockset-based, основывается на предположении, что каждое обращение к общим данным должно быть защищено «замком» (lock), т.е. двоичным семафором. Отсутствие замка интерпретируется как потенциальная гонка. Второй подход называется happens-before и требует строго последовательного обращения к общим данным. Если нельзя с уверенностью сказать, что обращения к общим данным синхронизированы, т.е. выполняются последовательно, то сигнализируется состояние гонки.

Поскольку одной из целей технологии ГСП является создание надежных программ, в ней активно используются статические методы, анализирующие «исходный код», т.е. графическую модель программы. Тем более, что графическое представление упрощает такой анализ.

В технологии ГСП для каждого объекта модели поддерживается специальная структура данных, называемая паспортом объекта. Паспорт объекта содержит перечень всех данных предметной области, используемых объектом, а также информацию о способе использования каждого данного: чтение или запись. Паспорта объектов вместе с описанием

структуры граф-модели хранятся в информационном фонде системы моделирования, что делает удобным их автоматизированную обработку и анализ.

Рассмотрим различные методы поиска критических данных, основанные на информации из паспортов объектов.

5.1 Простейший метод поиска критических данных в модели параллельного вычислительного процесса

Возможность модификации данного в граф-модели вычислительного процесса определяется специальным признаком – ***способом использования*** данного.

Способ использования определяется формально как функция $H(\alpha|d)$, использующая два операнда:

α - объект граф-модели, в качестве которого может выступать отдельный актор, подграф агрегата (ветвь) или целый агрегат;

d – данное предметной области.

Функция $H(\alpha|d)$ показывает, каким образом данное d используется объектом α.

Вводится следующая семантика для значений функции H:

$H(\alpha|d) = 0$ - d не используется объектом α

$H(\alpha|d) = 1$ - d используется для чтения объектом α

$H(\alpha|d) = 2$ - d используется для записи объектом α

$H(\alpha|d) = 3$ - d – критическое данное (конфликт совместного использования данного d в объекте α)

Данное d называется критическим*, если оно используется несколькими вершинами граф-модели, которые в процессе вычислений могут исполняться одновременно. При этом хотя бы одна из этих вершин помечена объектом, использующим данное d для записи.*

Под одновременным исполнением мы понимаем пересечение отрезков времени, в течение которых исполняются интересующие нас вершины.

Возникает задача выделения из множества вершин граф-модели подмножества таких вершин, которые могут исполняться одновременно и используют для записи одни и те же данные. При решении этой задачи, как минимум, необходимо первоначально сформировать списки одновременно исполняющихся вершин. Будем называть такие вершины ***параллельными.***

Параллельные вершины однозначно должны принадлежать различным параллельным ветвям, однако данное требование не является достаточным - в программе могут присутствовать последовательные

участки, содержащие параллельные ветви. Следовательно, чтобы ответить на вопрос, являются ли две вершины параллельными, необходимо внимательно изучить структуру граф-модели, проверяя принадлежность вершин различным параллельным ветвям и рассматривая взаимное расположение этих ветвей друг относительно друга.

Рассмотрим простейший метод поиска параллельных вершин.

Состоянием модели параллельного вычислительного процесса *в некоторый момент времени t будем называть множество, состоящее из вершин, в которых происходят вычисления в момент времени t:* $S_t = \{A_{i_0},...,A_{i_{k-1}}\}$.

Так как в каждой параллельной ветви одновременно может выполняться не более одной вершины, значение k (число одновременно исполняющихся вершин) не может превышать числа параллельных ветвей в модели (обозначим его через K), за вычетом мастер-ветви: $k \le K$-1.

В зависимости от структуры граф-модели, размерность множества S_t в процессе реализации вычислительного процесса может изменяться, сужаясь до одномерного, если вычислительный процесс идет по одной последовательной ветви, или расширяясь до m, если одновременно выполняются m параллельных ветвей.

Для поиска параллельных вершин необходимо построить множество S ***всех возможных состояний*** модели вычислительного процесса. Отметим, что множество S не описывает состояние модели в любой момент времени, а содержит все возможные варианты различных состояний модели. Подмножество S^p множества S, элементы которого содержат более одной вершины, определяет все сочетания одновременно исполняющихся вершин, доступных в модели, то есть множество подмножеств параллельных вершин. Элементы подмножества S^p будем называть ***параллельными состояниями***.

Максимальное количество элементов подмножества S^p равно

$$\left[S^p\right] = 2^{(n-2)}(n-2),$$

где n – количество вершин граф-модели.

Действительно, состояния модели можно закодировать двоичным n-значным числом, в котором наличие "1" в i-ом знаке обозначает присутствие в состоянии i-ой вершины модели, а наличие "0" в i-ом знаке – ее отсутствие. Количество различных кодов в такой системе кодирования равно 2^n. Поскольку в любой граф-модели есть начальная вершина и, по крайней мере, одна конечная вершина, которые исполняются последовательно, для кодирования параллельных состояний модели достаточно $2^{(n-2)}$ двоичных знаков. Из общего количества возможных сочетаний (n-2) вершин модели следует вычесть число состояний, при кото-

рых в модели исполняется только одна вершина. Тогда максимальное количество параллельных состояний $\left[S^p\right] = 2^{(n-2)}(n-2)$.

После построения множества S^p поиск критических данных будет заключаться в последовательном просмотре паспортов объектов, которыми помечены вершины, принадлежащие элементам множества S^p, для всех данных предметной области и всех элементов множества S^p. Если некоторое данное используется одновременно для чтения и записи вершинами, принадлежащими одному и тому же элементу множества S^p, то в указанных вершинах может возникнуть конфликт совместного использования этого данного. Граф-модель алгоритма простейшего метода поиска критических данных приведена на рисунке 5.1.

Оценим временную сложность приведенного алгоритма, под которой будем понимать количество элементарных операций в этом алгоритме.

Для построения множества S^p в оперативной памяти ЭВМ создается копия описания структуры исследуемого агрегата. Поскольку множество S^p строится по этой копии, без обращения к информационному фонду, будем считать, что время, затрачиваемое на построение S^p, мало по сравнению с длительностью исполнения остальной части алгоритма.

В граф-модели на рисунке 5.1 максимальную длительность исполнения имеют объекты в вершинах 6 и 9, так как они содержат обращения к информационному фонду и используют операции с внешними запоминающими устройствами.

Остальные вершины содержат простейшие операции с переменными в оперативной памяти, поэтому будем считать, что длительность исполнения алгоритма определяется в основном вершинами 6 и 9, а временем работы остальных вершин можно пренебречь. В качестве элементарной операции будем рассматривать операцию обращения к внешнему запоминающему устройству, которая вызывается в вершинах 6 и 9. Длительности исполнения вершин 6 и 9 примем равными и обозначим их τ.

Определим максимально возможное количество запусков вершин 6 и 9 на исполнение. Алгоритм на рисунке 3.1 включает 3 цикла. Обозначим их L1, L2 и L3:

L1 - вершины 6, 5, 4;
L2 - вершины 7, 6, 5, 4, 8;
L3 - вершины 3, 7, 6, 5, 4, 8, 9.

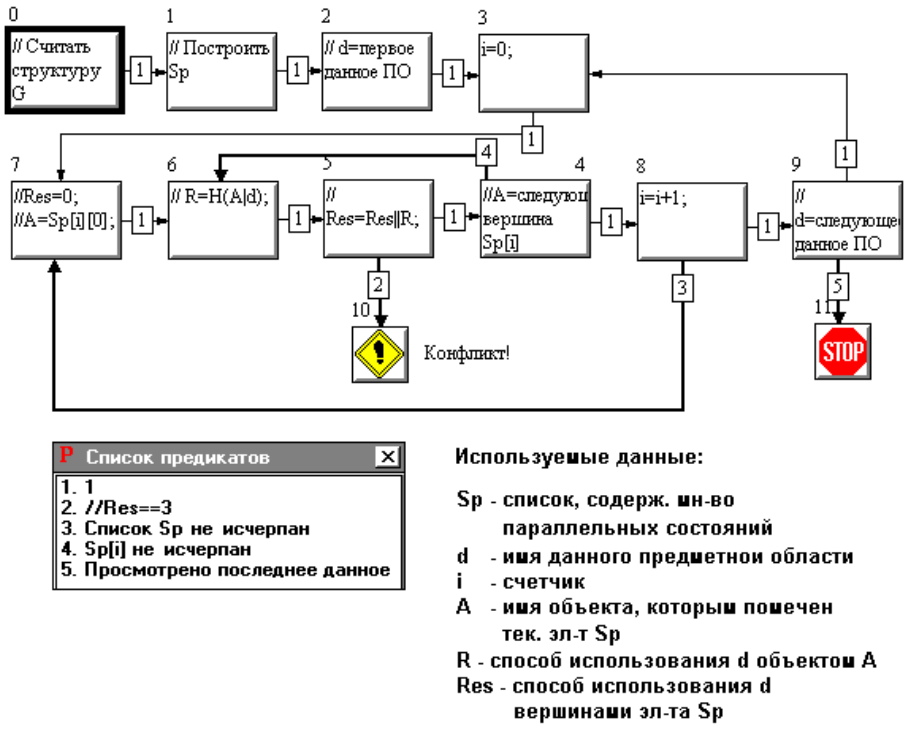


Рис.5.1. Граф-модель алгоритма простейшего метода поиска критических данных

Количество итераций цикла L1 определяется числом вершин в элементах списка *Sp*. Максимальное число таких вершин равно *(n-2)*, где *n* – количество вершин исследуемого агрегата G.

Число итераций цикла L2 зависит от длины списка *Sp*. Выше показано, что максимальная длина списка *Sp* равна $2^{(n-2)}(n-2)$.

Цикл L3 организован по всем данным предметной области, поэтому число его итераций равно количеству данных. Обозначим его *l*.

Тогда временная сложность алгоритма простейшего метода поиска критических данных (обозначим ее M_1) оценивается выражением:

$$M_1 \le ((n-2)(2^{(n-2)} - (n-2)+1)l \qquad (5.1)$$

Длительность работы алгоритма (обозначим ее T_1) будет оцениваться следующим соотношением:

$$T_1 \le ((n-2)\tau(2^{(n-2)} - (n-2)+\tau)l$$

Полученные соотношения будут использоваться ниже по тексту для сравнения с характеристиками алгоритма, реализующего метод поиска критических данных, предложенный автором.

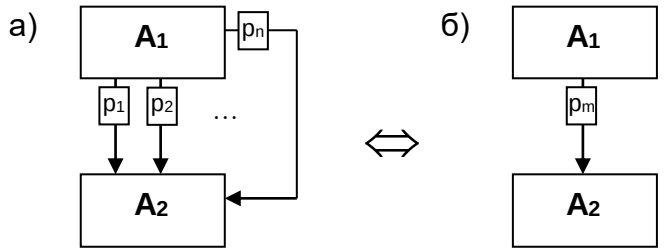
5.2 Метод поиска критических данных на основе алгебры над способами использования данных

Оперируя понятием способа использования, задачу поиска критических данных можно сформулировать следующим образом: зная способ использования данных в каждой вершине, найти такие данные, для которых способ использования графом модели в целом равен 3.

Рассматриваемый ниже алгоритм поиска критических данных решает задачу именно в такой формулировке. Он основан на построении формального описания граф-модели, которое позволяет обнаруживать в ней критические данные на основе информации о способе использования данных каждой вершиной и взаимном расположении этих вершин.

Перед тем, как перейти к описанию алгоритма, сделаем несколько замечаний.

Первое из них касается случаев, когда из одной вершины в другую следует несколько дуг управления. Предположим, что из вершины A_1 в вершину A_2 направлено n дуг, помеченных предикатами p_1, p_2, …, p_n (рисунок 5.2).



$$p_m = p_1 \vee p_2 \vee \ldots \vee p_n$$

Рис. 5.2 – Замена нескольких дуг управления одной дугой

Переход из вершины A_1 в вершину A_2 возможен только при истинности одного или сразу нескольких предикатов p_1, p_2, …, p_n. Приоритеты дуг значения не имеют. Очевидно, что n дуг в этом случае могут быть заменены одной дугой, предикат которой будет равен дизъюнкции предикатов p_1, p_2, …, p_n. С учетом приведенных рассуждений, далее предполагается, что из одной вершины в другую может следовать не более одной дуги.

Второе замечание связано с исследованием иерархических моделей, агрегат которых в качестве вершин содержит другие агрегаты. Для поиска критических данных такие модели могут быть приведены к форме без иерархии. При этом вершины, содержащие агрегаты, заменяются подграфами, соответствующими этим агрегатам.

Замена производится по следующему алгоритму:

1. Входящие в заменяемую вершину A_i дуги направляются в корневую вершину агрегата G_k^i, содержащегося в вершине A_i
2. Если в агрегате G_k^i имеется более одной конечной вершины, то в него добавляется фиктивная конечная вершина, не выполняющая никаких действий (с нулевым временем выполнения), в которую направляются дуги из других конечных вершин;
3. Дуга, исходящая из вершины A_i заменяется на дугу из конечной вершины агрегата G_k^i.

Предложенный способ исключения иерархии соответствует принципам управления вычислительным процессом в модели, поэтому не приводит к потере или появлению новых критических данных. Поскольку фиктивные конечные вершины не обращаются к данным, их введение также не влияет на способ использования данных в модели.

Пример исключения иерархии из модели вычислительного процесса приведен на рисунке 5.3.

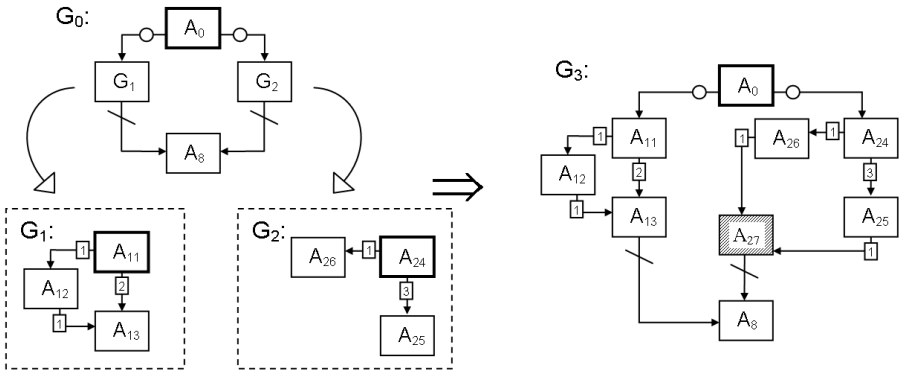


Рис. 5.3 – Исключение иерархии из модели вычислительного процесса

Рассмотрим возможные варианты взаимного расположения вершин в графе модели.

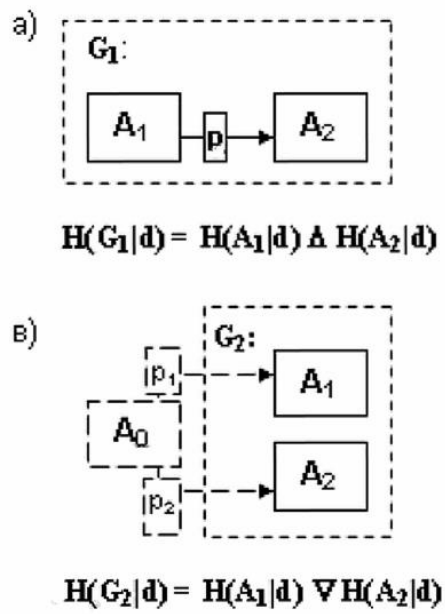
Простейший случай – передача управления из одной вершины модели в другую. Введем двуместную ***операцию следования*** над способами использования данных в вершинах, соединенных дугой управления. Обозначим эту операцию символом "Δ". Результатом операции будет

способ использования данных для подграфа, состоящего их двух вершин и соединяющей их дуги. Пример подграфа приведен на рисунке 5.4, а).

Очевидно, что при отсутствии критических данных в вершинах, такой подграф не приведет к их возникновению. Вершины подграфа выполняются строго последовательно, поэтому конфликтов при доступе к данным нет.

Критические данные в таком подграфе могут быть только в том случае, когда они уже присутствуют в одной из его вершин, то есть способ использования некоторого данного в одной из вершин подграфа равен 3. Для определения результата операции следования при других значениях способа использования данных учтем то обстоятельство, что критические данные возникают только при использовании данных для записи. Если рассматриваемый нами подграф будет исполняться одновременно с другой параллельной ветвью, имеющей с ним общие данные, то при использовании этих данных для записи в любой из вершин, *A1* или *A2*, может возникнуть конфликтная ситуация. Следовательно, результат операции следования должен быть равен 2, если хотя бы одна из вершин подграфа использует некоторое данное для записи. Результаты операции следования для любых значений способов использования данных приведены в таблице истинности на рисунке 5.4, б).

Рассмотрим подграф G2, изображенный на рисунке 5.4, в). Этот подграф обозначает ветвление, то есть развитие вычислительного процесса по одному из нескольких путей. Он состоит из вершин, в которые входят последовательные дуги, исходящие из одной и той же вершины (на рисунке 5.4, в) эта вершина изображена пунктиром). Введем для таких подграфов ***операцию ветвления*** над способами использования данных в вершинах, принадлежащих различным направлениям развития вычислений. Обозначим ее символом "∇". Формула вычисления способа использования данных в подграфе G2 приведена на рисунке 5.4, в). Таблица истинности для операции ветвления приведена на рисунке 5.4, б).



б)

$H(A_1\|d)$	$H(A_2\|d)$	Δ	∇
0	0	0	0
0	1	1	1
0	2	2	2
0	3	3	3
1	0	1	1
1	1	1	1
1	2	2	2
1	3	3	3
2	0	2	2
2	1	2	2
2	2	2	2
2	3	3	3
3	0	3	3
3	1	3	3
3	2	3	3
3	3	3	3

Рис. 5.4 – Операции следования и ветвления

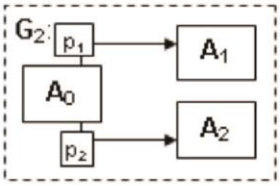
Как видно из таблицы, результат операций следования и ветвления совпадает. Операция ветвления определена на основе рассуждений, приведенных выше для операции следования. Тем не менее, введение операции ветвления удобно при построении формул для вычисления способа использования данных в агрегатах со сложной структурой.

Равенство результатов операций следования и ветвления позволяет заменить в формуле на рисунке 5.4, в) операцию ветвления на операцию следования:

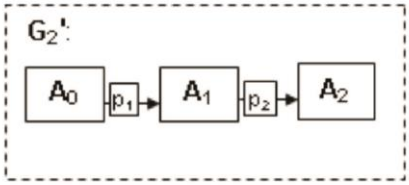
$H(G2|d) = H(A0|d) \Delta (H(A1|d) \nabla H(A2|d)) = H(A0|d) \Delta (H(A1|d) \Delta H(A2|d))$

Тогда подграф G2 можно заменить подграфом G2', состоящим из цепочки вершин *A0, A1, A2* (рисунок 5.5).

Отметим, что такая замена возможна лишь с точки зрения поиска ошибок совместного использования данных. Подграфы G2 и G2' эквивалентны в смысле наличия критических данных, но результаты производимых в них вычислений будут различными.



$$H(G_2|d) = H(A_0|d) \Delta (H(A_1|d) \nabla H(A_2|d))$$



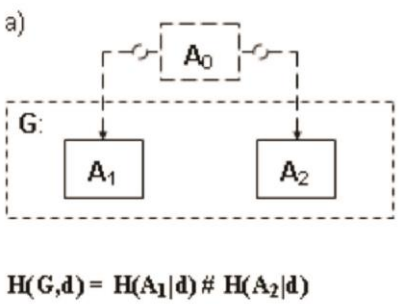
$$H(G_2'|d) = H(A_0|d) \Delta (H(A_1|d) \Delta H(A_2|d))$$

Рис. 5.5 – Замена операции ветвления на операцию следования

В дальнейшем при употреблении операций над способами использования данных мы не будем применять рассмотренное свойство, а для упрощения алгоритмов и большей наглядности будем использовать обе операции следования и ветвления.

Подграф, содержащий параллельные вершины, изображен на рисунке 5.6, а). Он состоит из вершин, в которые ведут параллельные дуги, исходящие из одной вершины. Для таких подграфов введем ***операцию параллельного исполнения*** над способами использования данных и обозначим ее символом "#".

Таблица истинности операции параллельного исполнения приведена на рисунке 5.6, б). Операция порождает критические данные, если один из ее операндов равен 3, а также в случае, когда оба операнда больше нуля и хотя бы один из операндов равен 2. Другими словами, критическое данное возникает при совместном использовании некоторого данного параллельно исполняющимися вершинами, когда хотя бы одна из этих вершин использует данное для записи.



б)

H(A1|d)	H(A2|d)	#
0	0	0
0	1	1
0	2	2
0	3	3
1	0	1
1	1	1
1	2	3
1	3	3
2	0	2
2	1	3
2	2	3
2	3	3
3	0	3
3	1	3
3	2	3
3	3	3

Рис. 5.6. Операция параллельного исполнения

Используя введенные операции, определим ***алгебру над способами использования данных*** в граф-модели вычислительного процесса.

Алгеброй над способами использования данных *назовем систему* $\Lambda = \langle H, \ \Omega \rangle$, *где* $H=\{H(A1|d1),\ldots,H(A1|dl),\ldots,H(An|d1),\ldots,H(An|dl)\}$ *– множество, состоящее из способов использования данных предметной области в вершинах граф-модели,* $\Omega = \{\Delta, \nabla, \#\}$ *– совокупность операций над способами использования данных.*

Правильно построенные формулы во введенной алгебре определим следующим образом.

Элементарной правильно построенной формулой является способ использования $H(A_i \mid d)$ данного d в некоторой вершине A_i граф-модели, помеченной оператором f_j, а не агрегатом. Кроме того, если α, β - правильно построенные формулы, то следующие формулы будут также правильно построенными:

1. (α),
2. α Δ β,
3. α ∇ β,
4. α # β,
5. Других правильно построенных формул нет.

Отметим, что предложенная алгебра над способами использования данных содержит формулы, которым нельзя поставить в соответствие корректный в предлагаемой модели агрегат. Так, формуле 3) соответствует агрегат, состоящий из двух отдельных вершин, одна из которых может получить управление. Условие, при котором это происходит, не определено. Поскольку в предлагаемой модели вычислительный процесс начинается с единственного оператора, лежащего в корневой вершине агрегата, рассмотренный случай является некорректным.

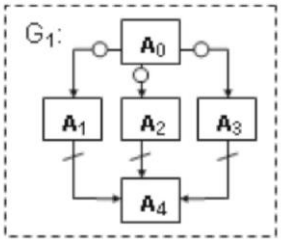
Аналогично, формула для случая 4) описывает две отдельные вершины, исполняющиеся параллельно и не связанные никакими дугами. Так как параллельные ветви в граф-модели должны начинаться и заканчиваться дугами определенного типа, такой агрегат также будет некорректным. При описании реальных агрегатов формулы 3) и 4) всегда используются совместно с операцией следования. Тем не менее, введение этих формул необходимо для описания случаев, когда из одной вершины исходит более двух дуг, как показано на рисунке 5.7.

Для граф-моделей с произвольной структурой, не содержащих иерархии и кратных дуг, алгебра над способами использования данных позволяет строить формулу для вычисления способа использования каждого данного произвольным объектом модели (актором, подграфом граф-модели или целым агрегатом). Если для какого-то данного результат вычисления его способа использования агрегатом равен 3, то в агрегате возможен конфликт совместного использования этого данного.

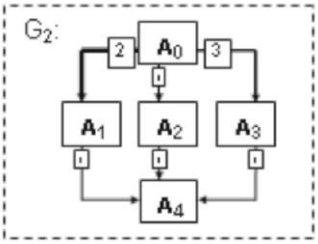
Рассмотрим свойства операций следования, ветвления и параллельного исполнения (для сокращения записи способ использования данного d в вершине A - $H(A|d)$ – заменим обозначением самой вершины A и опустим «пустые» вершины):

1. $A \Delta B = B \Delta A$ (коммутативность операции следования)
2. $A \Delta B \Delta A = A \Delta B$ (поглощение операции следования)
3. $A \Delta (B \Delta C) = (A \Delta B) \Delta C$ (ассоциативность операции следования)
4. $A \Delta B = A \nabla B$
   (эквивалентность операций следования и ветвления)
5. $A \# B = B \# A$
   (коммутативность операции параллельного исполнения)
6. $A \# (B \# C) = (A \# B) \# C$ (ассоциативность операции параллельного исполнения)
7. $A \# A \# A = A \# A$
   (поглощение операции параллельного исполнения)
8. $A \# A \neq A$
9. $A \# B \# A \neq A \# B$

10. A#(BΔC) = (A#B) Δ (A#C), A#(B∇C) = (A#B) ∇ (A#C)
(дистрибутивность операции # относительно Δ и ∇)
11. AΔ(B#C) ≠ (AΔB) # (AΔC)
12. (A#B) Δ (A#C) Δ (B#C) = A#B#C



$$H(G_1,d)=H(A_0,d)\ \Delta\ (H(A_1,d)\ \#H(A_2,d)\ \#H(A_3,d))\ \Delta H(A_4,d)$$



$$H(G_2,d)=H(A_0,d)\ \Delta\ (H(A_1,d)\ \nabla H(A_2,d)\ \nabla H(A_3,d))\ \Delta H(A_4,d)$$

Рис. 5.7. Построение формулы при наличии более двух исходящих из вершины дуг

Приведенные свойства вводятся с учетом семантики операций следования, ветвления и параллельного исполнения и легко проверяются с помощью таблиц истинности этих операций.

Следует обратить внимание на свойство 2 (поглощение операции следования). Это свойство упрощает построение формул для граф-моделей, содержащих циклы. В таких моделях дуги, осуществляющие возврат управления в цикле, могут не учитываться (рисунок 5.8).

Покажем, что для любой граф-модели можно построить формулу над способами использования данных. Для этого рассмотрим сначала модель, не содержащую параллельных ветвей.

$H(G_1,d)=H(A_1,d)\ \Delta\ H(A_2,d)\ \Delta\ H(A_1,d)\ \Delta\ H(A_2,d)\ \Delta\ \ldots \qquad H(G_1',d)=H(A_1,d)\ \Delta\ H(A_2,d)$

Рис. 5.8. Исключение циклических участков модели при построении формул над способами использования данных

Утверждение 2. *В модели, не содержащей параллельных ветвей, не могут возникнуть критические данные.*

Доказательство.

Для критических данных значение способа использования равно 3. Способ использования любого данного может получить это значение только в результате вычисления операции параллельного исполнения. Эта операция определена только для граф-моделей, содержащих параллельные вершины, и принимает значение, равное 3, лишь при использовании данного вершинами различных параллельных ветвей. Следовательно, при вычислении способа использования данного в модели, не содержащей параллельных ветвей, операция параллельного исполнения не встречается, а значит, способ использования данного не может принять значение, равное 3 (критическое данное). Утверждение доказано.

Утверждение 3. *Если заменить способ использования данного $H(A_i,d)$ обозначением вершины A_i, то для любой граф-модели, не содержащей параллельных ветвей, формулу над способами использования данных можно представить в виде перечня вершин граф-модели без повторения, разделенных операцией следования.*

Доказательство.

Так как граф-модель не содержит параллельных ветвей, в ее формуле не может присутствовать операция параллельного исполнения. При построении формулы такой граф-модели, на основании свойства эквивалентности операций следования и ветвления, все операции ветвления можно заменить на операции следования. Таким образом, какой бы сложной ни была структура граф-модели, ее формула будет содержать полный перечень вершин модели, символы операции следования, и возможно, скобки. Используя свойство ассоциативности операции следования, скобки из такой формулы можно исключить. Свойство поглощения операции следования позволяет исключить из формулы также

все повторные вхождения вершин. После указанных преобразований формула над способами использования данных будет состоять из перечня вершин граф-модели без повторений, разделенных операцией следования. Утверждение доказано.

Рассмотрим теперь элементарную параллельную граф-модель G1, содержащую параллельные ветви, но не содержащую последовательных дуг (рисунок 5.9).

Граф-модель G1 можно описать с помощью формулы:

$$H(G1,d) = H(A0,d)\ \Delta\ (\ H(A1,d)\#H(A2,d)\#...\#H(An\text{-}1,d)\ )\ \Delta\ H(An,d) \quad (5.2)$$

Предположим, что одна или несколько вершин *Ai*, *i* = 1 … *n*-1, представляет собой агрегат, не содержащий параллельных ветвей. Тогда, согласно утверждению 2, способ использования данного *d* вершиной *Ai* будет определяться формулой:

$$H(A_i,d) = H(A_i^1,d)\Delta H(A_i^2,d)\Delta..\Delta H(A_i^m,d), \quad (5.3)$$

где A_i^k, *k* = 1 … m – вершины агрегата A_i.

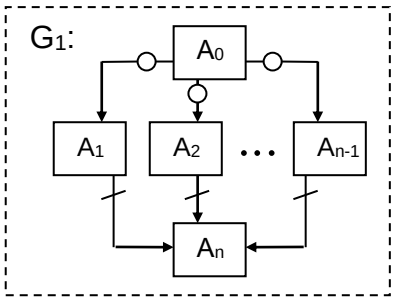


Рис. 5.9. Элементарная параллельная граф-модель

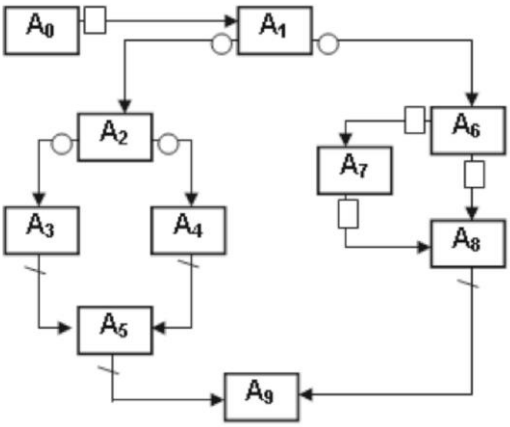
Подставив выражение (5.3) в выражение (5.2), получим способ использования данного *d* граф-моделью G1.

Распространим по индукции аналогичные рассуждения на случай граф-модели произвольной сложности, содержащей и последовательные, и параллельные дуги. Такая граф-модель может быть представлена в виде иерархии элементарных граф-моделей, аналогичных приведенной на рисунке 5.9, у которых в вершинах *A1*, *A2*, …, *An-1* лежат агрегаты без параллельных дуг. Формула над способами использования данных для такой модели будет комбинацией выражений 5.2 и 5.3.

Таким образом, мы показали, что для любой граф-модели можно построить формулу над способами использования данных. Для этого ее нужно представить в виде иерархии элементарных параллельных граф-моделей, аналогичных приведенной на рисунке 5.9, и граф-моделей, не содержащих параллельных дуг.

5.2.1 Пример применения формулы над способами использования данных для поиска критических данных

Рассмотрим пример, иллюстрирующий применение формул над способами использования данных. На рисунке 5.10 приведена граф-модель и соответствующая ей формула.



$$H(G,d) = A_0 \Delta (A_1 \Delta ((A_2 \Delta (A_3 \# A_4) \Delta A_5) \# (A_6 \Delta (A_7 \nabla A_8))))\Delta A_9$$

Рис. 5.10. Пример граф-модели и соответствующей ей формулы над способами использования данных

Модель содержит вложенные параллельные ветви, при этом одна из ветвей включает ветвление. Таким образом, приведенная граф-модель демонстрирует применение всех введенных выше операций над способами использования данных.

Пусть вершины *A3* и *A7* производят запись одного и того же данного *d*. Другие вершины не используют это данное:

$$H(A3, d)=2,\ \ H(A7, d)=2,\ \ H(Ai, d)=0,\ \forall i,\ i \neq 3,\ i \neq 7. \qquad (5.4)$$

Подставим в формулу рисунка 5.10 значения способов использования данного d в вершинах граф-модели:

$$H(G,d) = 0 \Delta (0 \Delta ((0 \Delta (2 \# 0) \Delta 0)\# (0 \Delta (2 \nabla 0)))) \Delta 0 \qquad (5.5)$$

Вычисление формулы 5.5 показывает, что способ использования данного *d* для граф-модели в целом равен 3 (критическое данное) (см. рисунок 5.11).

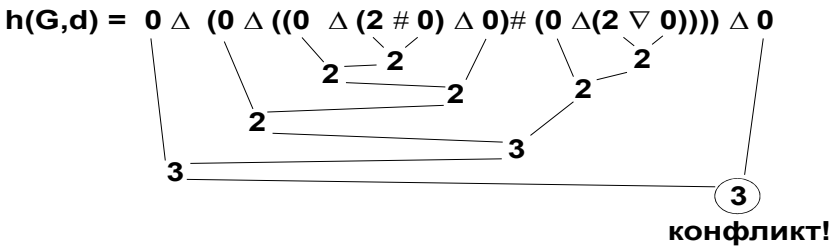


Рис. 5.11. Вычисление способа использования данного d для граф-модели в целом

5.3 Проверка корректности синхронизации граф-модели

Если в граф-модели присутствуют критические данные, разработчику необходимо позаботиться об устранении конфликта путем переименования данных или введения в модель дуг синхронизации. В первом случае каждая параллельная ветвь будет использовать собственное данное, не конфликтуя с остальными участками граф-модели. Во втором случае параллельные ветви будут исполняться согласованно, т.е. не допускать одновременного исполнения участков граф-модели, использующих критическое данное.

Недопустимость одновременного исполнения означает ***последовательную работу*** модулей с критическими данными. Увеличение доли последовательных вычислений в параллельном алгоритме приводит к снижению его ускорения. Последнее утверждение иллюстрируется следующим соотношением, известным как закон Амдала [3]:

$$S = \frac{p}{\beta \cdot p + (1-\beta)},$$

где S – ускорение параллельного алгоритма; p – количество процессоров в вычислительной системе; β - доля последовательных вычислений в алгоритме $\beta = n / N$; n – число операций алгоритма, выполняемых последовательно; N – общее количество операций.

Принимая во внимание закон Амдала, можно сделать вывод о том, что для повышения производительности вариант переименования данных является более предпочтительным.

На практике не всегда удается распределить данные таким образом, чтобы каждое из них использовалось единственной параллельной ветвью. При этом неизбежно возрастает количество данных, а следовательно, и число работающих с ними модулей, что усложняет работу с моделью. В таком случае необходимо ввести дуги синхронизации, чтобы определить порядок исполнения участков с критическими данными.

Однако введение дуг синхронизации ставит перед разработчиком новые вопросы:

1. Исключают ли введенные дуги синхронизации совместное использование данных?
2. Не приводят ли дуги синхронизации к появлению в программе тупиков?

Описанный выше метод поиска критических данных не дает ответа на указанные вопросы, так как не учитывает дуг синхронизации. Для обнаружения подобных ситуаций разработаны методы, использующие как дуги управления, так и дуги синхронизации.

Далее рассмотренный метод проверяет, исключают ли введенные в модель дуги синхронизации конфликт совместного использования данных. Поскольку синхронизация должна быть корректной на любом наборе входных данных, метод не учитывает содержимого предикатов, которыми помечены дуги управления в граф-модели. Переход по любой дуге управления считается возможным.

Несколько изменим семантику граф-модели, добавив к каждой дуге управления параллельную ей дугу синхронизации, соединяющую те же вершины, условно положив, что при передаче управления от одной вершины к другой передается сообщение о разрешении запуска очередного оператора.

Если в граф-модели нет других дуг синхронизации, кроме искусственно добавленных указанным выше образом, то для каждой вершины A_i такой граф-модели можно записать семафорный предикат как дизъюнкцию логических переменных $b_{j,i}$:

$$R(A_i) = (\bigvee_j b_{j,i}),$$

где $j = j_1,\ldots, j_n$ – номера вершин, из которых исходят дуги управления, входящие в A_i. Действительно, вершина A_i может получить управление по любой входящей в нее дуге управления. В этом случае будет сформировано сообщение $\mu_{i,j}$, соответствующее дуге синхронизации, параллельной этой дуге управления, а значит, переменная $b_{i,j}$ будет равна 1.

Если в граф-модели присутствуют другие дуги синхронизации, то семафорный предикат каждой вершины граф-модели можно привести к универсальному виду. Для произвольной вершины Ai семафорный предикат будет иметь следующий вид:

$$R(A_i) = (\bigvee_j b_{j,i}) \wedge (r(b_{k_1,i},\ldots,b_{k_M,i})), \quad j = j_1,\ldots,j_n$$

где $j_1,\ldots,j_n$ – номера вершин, из которых исходят дуги управления, входящие в A_i, $k_1,\ldots,k_M$ – номера вершин, из которых исходят дуги синхронизации, входящие в A_i, а $r(b_{k_1,i},\ldots,b_{k_M,i})$ – логическая функция.

С учетом замечания 4.1 в семафорном предикате операции "$\vee$" используются только над сообщениями, приходящими от взаимоисключающих вершин. Тогда можно утверждать, что после вычисления семафорного предиката, в момент запуска оператора на исполнение, все вершины, сообщения от которых учитываются при вычислении семафорного предиката, завершили исполнение.

Принятие семафорным предикатом значения истинности в результате его вычисления можно считать условием запуска оператора вершины на исполнение. Действительно, для того чтобы началось вычисление семафорного предиката некоторой вершины, необходимо, чтобы эта вершина получила управление по дуге управления. После этого единственным условием запуска оператора вершины на исполнение является истинность семафорного предиката данной вершины.

В предлагаемой модели запрещена передача управления между вершинами из различных параллельных ветвей, за исключением тех случаев, когда при такой передаче порождается новая параллельная ветвь или терминируется текущая. Иными словами, две различные параллельные ветви могут быть соединены только параллельными или терминирующими дугами. Отсюда можно сделать вывод, что циклы возможны только в пределах одной параллельной ветви.

Рассматриваемый метод используется для проверки корректного использования критических данных в модели, в которой дуги синхронизации соединяют вершины, не входящие в отличные друг от друга циклы. Это означает, что во время исполнения оператора одной из вершин, соединенных дугой синхронизации, другая вершина не может вновь получить управление. Данное ограничение выполнимо, так как дугу синхронизации всегда можно вынести за пределы цикла, например, проведя ее от вершины, следующей за циклом или предшествующей ему. В таком случае может лишь снизиться быстродействие вычислительного процесса, так как синхронизироваться (ожидать друг друга) будут более крупные его блоки.

Для пояснения сути метода рассмотрим пример (рисунок 5.12, а)).

Дополнив дуги управления дугами синхронизации, получим граф-модель, изображенную на рисунке 5.12, б). Сверху над каждой вершиной написан ее семафорный предикат.

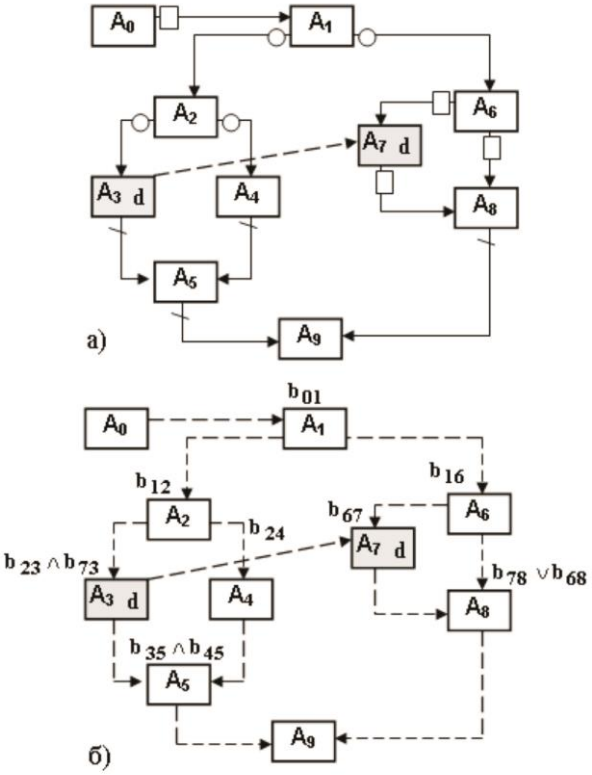


Рис. 5.12. Пример построения обобщенного семафорного предиката

Оператор корневой вершины исполняется безусловно: эта вершина первой получает управление, и ее семафорный предикат R_{A_0} тождественно равен 1. Условием запуска оператора в вершине A_1 является истинность семафорного предиката $R_{A_1} = b_{0,1}$. Для того чтобы булева переменная $b_{0,1}$ приняла значение истинности, необходимо, чтобы в почтовый ящик поступило сообщение $\mu_{0,1}$, посылаемое от вершины A_0 вершине A_1. Сообщение формируется после завершения исполнения оператора в вершине A_0, а сам оператор, как было указано выше, исполняется после вычисления и принятия значения истинности семафорным предикатом R_{A_0}. Тогда необходимым условием истинности R_{A_1} является истинность R_{A_0}. Таким образом, в более общем виде условие запуска на исполнение оператора в вершине A_1 можно представить в виде:

$$\tilde{R}_{A_1} = R_{A_0} \wedge R_{A_1} \qquad (5.6)$$

Применяя аналогичные рассуждения к вершине A_2, семафорный предикат которой равен $R_{A_2} = b_{1,2}$, получим, что для запуска ее оператора на исполнение необходимо, чтобы оператор в вершине A_1 начал и завершил свое исполнение, а в почтовый ящик поступило сообщение $\mu_{1,2}$. Условие запуска оператора в вершине A_2 можно записать в следующем виде:

$$\tilde{R}_{A_2} = \tilde{R}_{A_1} \wedge R_{A_2}$$

С учетом выражения (5.6):

$$\tilde{R}_{A_2} = R_{A_0} \wedge R_{A_1} \wedge R_{A_2}.$$

Последовательно применяя приведенные выше рассуждения ко всем вершинам граф-модели, можно получить условие запуска произвольной вершины A_i.

В рекурсивном виде это условие можно записать так:

$$\begin{cases} \tilde{R}(A_i) = (\bigvee_{j=j_1}^{j_n} (b_{j,i} \wedge \tilde{R}_{A_j})) \wedge (r((\tilde{R}_{A_{k_1}} \wedge b_{k_1,i}),\ldots,(\tilde{R}_{A_{k_M}} \wedge b_{k_M,i}))), \\ \tilde{R}(A_0) = 1. \end{cases} \qquad (5.7)$$

где $j_1,\ldots,j_n$ – номера вершин, из которых исходят дуги управления, входящие в A_i, $k_1,\ldots,k_M$ – номера вершин, из которых исходят дуги синхронизации, входящие в A_i, а $r(b_{k_1,i},\ldots, b_{k_M,i})$ – логическая функция.

Назовем условие запуска оператора вершины на исполнение, определяемое выражением (5.7), её ***обобщенным семафорным предикатом.***

Дизъюнктивная форма обобщенного семафорного предиката *представляет собой дизъюнкцию конъюнкций булевых переменных* $b_{j,i}$.

Утверждение 4: *Критическое данное d, используемое вершинами A_1, …, A_n, не приводит к конфликту тогда и только тогда, когда для любых двух вершин A_i, $A_j \in \{ A_1, \ldots, A_n \}$, дизъюнктивная форма обобщенного семафорного предиката одной вершины содержит сообщение от другой вершины в каждом слагаемом.*

Доказательство

В основу доказательства положен принцип обязательного последовательного исполнения вершин, использующих критическое данное. Только при этом условии не может возникнуть ситуации, когда эти вершины одновременно получают доступ к одному и тому же данному.

Пусть выполняются условия утверждения и обобщенный семафорный предикат вершины A_i содержит сообщение от вершины A_j, тогда в момент времени, когда $R'(A_i)$ принимает истинное значение и управление передается вершине A_i, вершина A_j уже завершилась. Так как эти вершины не могут входить в разные циклы, в течение выполнения оператора вершины A_i вершина A_j не может получить управление. Следовательно, конфликта совместного использования данного *d* не возникает.

Необходимость докажем методом опровержения. Пусть ни один из обобщенных семафорных предикатов вершин A_i и A_j не содержит сообщения от другой вершины. Так как семафорный предикат описывает условие запуска вершины, отсутствие в нем сообщения от определенной вершины означает независимость момента времени, в который оператор вершины начинает исполнение, от того, завершилась или нет определенная вершина. Тогда потенциально возможна ситуация, когда интервалы времени исполнения этих двух вершин пересекутся, а значит, возникнет конфликтная ситуация. Следовательно, если при исполнении вершин A_i и A_j не возникает конфликта по данным, то обобщенный семафорный предикат одной из вершин должен содержать сообщение от другой вершины. Необходимость доказана.

Метод проверки корректности синхронизации множества вершин $\tilde{A} = \{A_{i_1},\ldots,A_{i_n}\}$, использующих некоторое критическое данное *d*, заключается в построении дизъюнктивной формы обобщенного семафорного предиката для каждой из вершин $A_{i_1},\ldots, A_{i_n}$ и анализе содержимого полученных семафорных предикатов. Если существует такая пара вершин $\{A_i, A_j\} \subset \tilde{A}$, для которой семафорный предикат вершины A_i не содержит сообщения от вершины A_j, и при этом семафорный предикат вершины A_j не содержит сообщения от вершины A_i, то конфликт совместного использования данного *d* вершинами $A_{i_1},\ldots, A_{i_n}$ не разрешен.

5.4 Взаимные блокировки в параллельных вычислительных процессах

Введение в модель дуг синхронизации позволяет избавиться от критических данных, но влечет за собой опасность возникновения в модели тупиков.

Тупиком (взаимоблокировкой, дедлоком, клинчем) *будем называть такое состояние вычислительного процесса, при котором он еще не завершен, но ни один из его операторов не может начать исполнение.*

Тупики возникают, когда параллельные ветви вычислительного процесса бесконечно долго ожидают появления или освобождения ранее захваченных ресурсов, которые никогда не появятся или не будут освобождены. В рассматриваемой модели параллельных вычислений в качестве таких ресурсов выступают сообщения, пересылаемые между вершинами в соответствии с дугами синхронизации. Если несколько вершин граф-модели будут ожидать сообщения, которые никогда не будут сформированы, возникнет тупик.

Рассмотрим пример (рисунок 5.13).

По завершении оператора начальной вершины управление передается вершинам A_1 и A_3, принадлежащим различным параллельным ветвям. Семафорный предикат вершины A_1 содержит сообщение от вершины A_4, а семафорный предикат вершины A_3 – сообщение от вершины A_2. Эти сообщения никогда не поступят в почтовый ящик, так как вершины A_2 и A_4, в которых они формируются, сами получают управление после завершения вершин A_1 и A_3 соответственно. Таким образом, после передачи управления вершинам A_1 и A_3 ни в одной из вершин не сможет начаться исполнение оператора. Возникнет тупик.

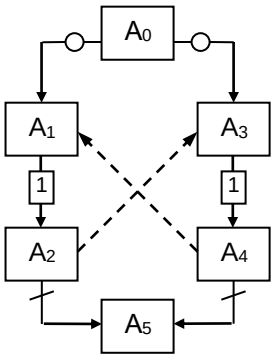


Рис. 5.13. Пример граф-модели, содержащей тупик

Для поиска тупиков в граф-модели параллельного вычислительного процесса воспользуемся введенным ранее понятием состояния модели параллельного вычислительного процесса как множества вершин, в которых происходят вычисления в момент времени t: $S_t = \{A_{i_0},\ldots,A_{i_{k-1}}\}$.

Так как в каждой параллельной ветви одновременно может выполняться не более одной вершины, значение k не может превышать числа параллельных ветвей в модели (обозначим его через K) за вычетом мастер-ветви: $0 \le k \le K\text{-}1$.

Построим ***покрывающее дерево***, определяющее множество возможных состояний модели параллельного вычислительного процесса. Одноименное понятие используется в теории сетей Петри, где оно определяет множество достижимых в сети разметок и служит для доказательства свойства ограниченности сетей.

Покрывающее дерево будем строить по следующим правилам.

В каждой вершине дерева разместим по одному состоянию модели, которое описывается множеством S_t .

Корневая вершина покрывающего дерева содержит множество $S_0 = \{A_0\}$, где A_0 – начальная вершина модели. S_0 соответствует начальному состоянию модели в момент времени $t = 0$.

Произвольная вершина покрывающего дерева (содержащая состояние S_i) может иметь потомков, описывающих состояния, в которые способна перейти модель из состояния S_i . Очевидно, что число таких состояний

$$N_{S_i} \le \sum_{j=1}^{k_i} M_j$$

где M_j – количество исходящих дуг из вершины A_j, k_i – количество элементов множества S_i .

Так как M_j конечно, а $k_i \le K - 1$, где K – конечно, то для модели без циклов покрывающее дерево содержит конечное число вершин.

Отметим, что перечень потомков, которые могут быть добавлены к некоторой вершине A_i, зависит не только от содержимого множества S_i , но и от содержимого вершин, предшествующих вершине A_i, то есть расположенных ближе к корневой вершине покрывающего дерева. Это обусловлено тем, что возможность запуска некоторой вершины модели (т.е. перехода в новое состояние) определяется значением предиката, помечающего дугу, входящую в данную вершину, а также истинностью семафорного предиката этой вершины. При поиске тупиков нас интересуют все возможные пути развития вычислительного процесса, поэтому будем полагать, что переход по любой дуге модели возможен. Для этого достаточно подобрать соответствующий набор входных данных модели. Тогда возможность изменения состояния модели путем перехода по некоторой дуге определяется истинностью семафорного предиката вершины, в которую ведет эта дуга. Семафорный предикат использует сообщения от других вершин модели, отправляемых данной вершине. Наличие этих сообщений при нахождении модели в состоянии S_i зависит от того, какие вершины завершили вычисления на момент перехода модели в состояние S_i, т.е. от предшествующих ему состояний.

В качестве примера на рисунке 5.14, б) изображено покрывающее дерево, описывающее множество возможных состояний граф-модели, приведенной на рисунке 5.14, а).

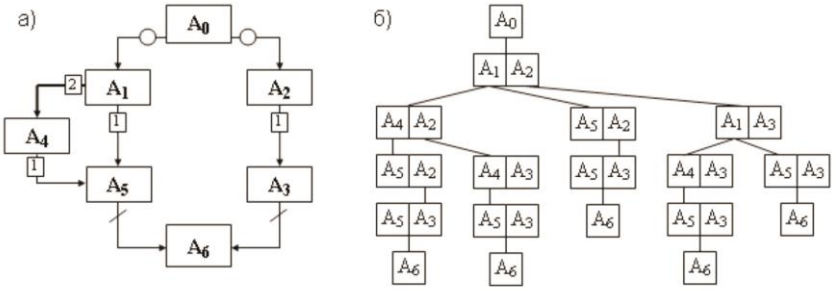


Рис. 5.14. Пример покрывающего дерева, соответствующего граф-модели параллельного вычислительного процесса

Рассмотрим **алгоритм построения покрывающего дерева**, описывающего множество возможных состояний в модели параллельного вычислительного процесса.

В качестве важной компоненты алгоритма построения покрывающего дерева опишем правила добавления потомков для вершины покрывающего дерева, содержащей состояние S_i.

Для $\forall A_j \in S_i$, $j = 0,...,k_i$, строится множество $W_j = \{A_{j_0},...,A_{j_{\Psi j}}\}$ вершин, в которые ведут дуги из вершины A_j. Если для некоторой вершины $A_k \in W_j$ семафорный предикат $R_{A_k} = 1$, то к вершине покрывающего дерева S_i добавляется потомок, множество S_k которого получается из S_i: заменой A_j на A_k, если $T(\Psi_{j,k}) = 1$, т.е. в A_k ведет последовательная дуга;

Заменой всех $A_j \mid \Psi_{j,k} \in \Psi_G$ единственной вершиной A_k, если $T(\Psi_{j,k}) = 3$ (в A_k ведет терминирующая дуга);

Заменой A_j на множество $\{A_{j_0},...,A_{j_n}\} \mid (T(\Psi_{j,j_m}) = 2) \wedge (R_{A_{jm}} = 1)$, $m = 0, \ldots, n$, если $T(\Psi_{j,k}) = 2$ (в A_k ведет параллельная дуга).

Добавление потомка к вершине дерева становится невозможным, если:

1. Текущая вершина i содержит $S_i = \{A_N\}$, где A_N – конечная вершина граф-модели, из которой не исходит ни одной дуги;

2. Для $\forall A_j \in S_i : R_{A_k} = 0, k = j_0,...,j_{\Psi j}$, т.е. ни одна из вершин, в которые ведут дуги из вершин текущего состояния S_j, не может начать исполнение. *Такая ситуация определяется как* ***тупик***.

В соответствии с описанными выше правилами добавления потомков для произвольной вершины, содержащей состояние S_i, можно предложить следующий алгоритм построения покрывающего дерева:

1) Воспользуемся следующими переменными:

`int A` – номер вершины граф-модели;

`pCoverTree CT` – указатель на элемент структуры, описывающей покрывающее дерево (модель соответствующей структуры см. рис. 5.15);

`pLpost Lpost` – указатель на список сообщений, пересылаемых между вершинами граф-модели;

`pConRA ConRA` – указатель на список сообщений, входящих в семафорный предикат вершины граф-модели с номером *A*;

`tTopList W` – указатель на список номеров вершин граф-модели;

`tTopList Si` – указатель на список номеров вершин, описывающий состояние граф-модели;

`tTopList Si1` – состояние граф-модели (переменная для хранения промежуточных значений);

`tTopList Sr` – состояние граф-модели (переменная для хранения промежуточных значений).

2) Пронумеруем все вершины граф-модели параллельного вычислительного процесса. В вершинах дерева будем хранить множества $S_i = \{s_0,...,s_k\}$, где $s_0,...,s_k$ – номера вершин граф-модели, в которых происходят вычисления при нахождении модели в состоянии S_i. Кроме того, каждая вершина дерева содержит множество $V_i = \{v_0,...,v_k\}$, где $v_j \in \{0,1\}$, $j = 0,...,k$ – флаг проверки, показывающий, исследована ли алгоритмом возможность изменения состояния граф-модели в результате завершения вычислений в вершине с номером s_j. В памяти ЭВМ покрывающее дерево представляется структурой, изображенной на рисунке 5.15.

3) В корневую вершину дерева запишем начальную вершину граф-модели:

$S_0 = \{A_0\}$, $V_0 = \{0\}$.

4) Найдем любую вершину с состоянием S_i, еще не объявленную листом (то есть вершиной, не имеющей потомков). Если таких вершин нет, перейти к п. 5). Если вершина еще не объявлена листом:

$A = S_j \mid v_j \neq 1$. Если $\forall j = 0, \ldots, k_i$, $v_j = 1$, то вершину S_i объявить листом, перейти к п. 4).

4.1) $v_j = 1$;

4.2) Построим W - список номеров вершин граф-модели, в которые ведут дуги из вершины с номером A:

$W = \{w_0, \ldots, w_l\} \mid \Psi_{A,w_j} \in \Psi_G$. Если $W = \varnothing$, перейдем к п. 4).

4.3) В список сообщений L_{post} добавим сообщения от вершины с номером A: $L_{post} = L_{post} \bigcup \{\mu_{A,j}\}$, $j = j_0, \ldots, j_{\Psi_A}$. Из списка сообщений L_{post} удалить `ConRA` – сообщения, входящие в семафорный предикат R_A.

4.4) Вычислим семафорные предикаты R_j для всех вершин w_j, $j = 0, \ldots, l$. $S_r = S_r \setminus [A]$, $j = 0$, `AddPar` = 0.

4.5) Пока $j \leq l$:

4.5.1) Если $R_j = 1$, то перейти к п. 4.5.2), иначе $j = j + 1$, перейти к п. 4.5)

4.5.2) Если $T(\Psi_{A,j}) = 2$, то $S_r = S_r \bigcup \{w_j\}$, `AddPar` = 1, $j = j + 1$, перейти к п. 4.5)

4.5.3) Если $T(\Psi_{A,j}) = 3$, то $S_r = (S_r \setminus S_{\mathrm{T}}) \bigcup \{w_j\}$,

где $S_{\mathrm{T}} = \{s_{\mathrm{T}1}, \ldots, s_{\mathrm{T}n}\}$, $\Psi_{\mathrm{T}r,\mathrm{j}} \in \Psi_G$, $r = 1, \ldots, n$.

4.5.4) Если $T(\Psi_{A,j}) = 1$, то $S_r = S_r \bigcup \{w_j\}$

4.5.5) Добавим потомка к вершине S_i:

$S_{i1} = S_r$, $V_{i1} = \{v_0, \ldots, v_{k1}\}$, $v_r = 0$, $r = 0, \ldots, k1$.

$j = j + 1$, перейти к п. 4.5)

4.6) Если `AddPar` = 1, добавим потомка к вершине S_i:

$S_{i1} = S_r$, $V_{i1} = \{v_0, \ldots, v_{k1}\}$, $v_r = 0$, $r = 0, \ldots, k1$.

5) Перейти к п. 4).

6) Конец работы.

Используя понятие покрывающего дерева, можно предложить следующий метод нахождения тупиков в модели параллельного вычислительного процесса:

1. Строится покрывающее дерево для данной модели параллельного вычислительного процесса;
2. Если покрывающее дерево содержит вершину без потомков (лист), множество S_i которой не равно $\{A_N\}$, где A_N – конечная вершина

граф-модели, это означает, что из состояния S_i невозможен переход в другое состояние, т.е. модель содержит тупик. Вершины, в которых остановится вычислительный процесс при возникновении этого тупика, определяются значением множества S_i.

3. Если все вершины покрывающего дерева, не имеющие потомков, содержат множество $S_i = \{A_N\}$, где A_N – конечная вершина граф-модели, то в модели не может возникнуть состояния, из которого не возможен переход в другое состояние, т.е. в модели нет тупиков.

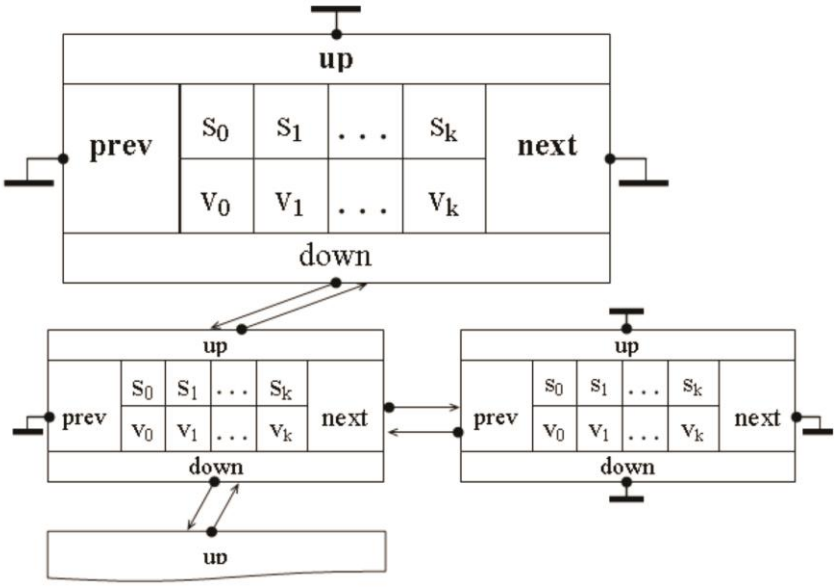


Рис. 5.15. Представление покрывающего дерева в памяти ЭВМ

Рассмотрим пример простейшей модели параллельных вычислений, изображенной на рисунке 5.16.

Предположим, что вершины *A2* и *A5* используют для записи одно и то же данное. Для того, чтобы исключить конфликт по данным, необходимо соединить эти вершины дугой синхронизации. Заметим, что если провести дугу синхронизации из вершины *A5* в вершину *A2*, то мы получим последовательную программу, так как правая ветвь не начнет исполнение до завершения последней вершины левой ветви. Более целесообразно провести дугу синхронизации из вершины *A2* в вершину *A5*. На рисунке 5.17 изображена модель с дугой синхронизации (рисунок 5.17, а) и соответствующее этой модели покрывающее дерево (рисунок 5.17, б).

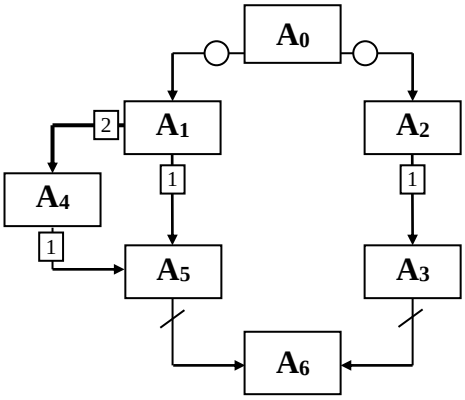


Рис. 5.16. Пример модели параллельных вычислений

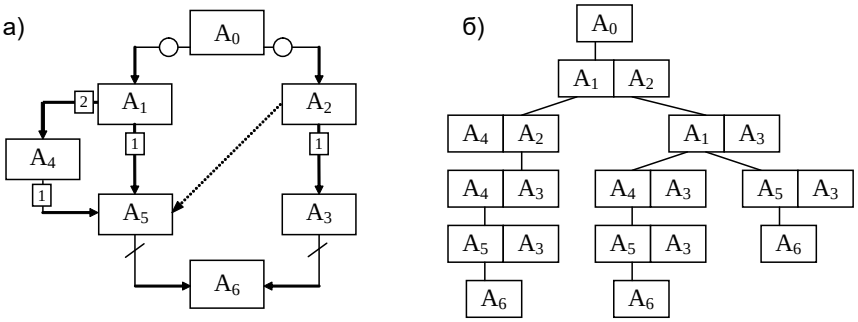


Рис. 5.17. Синхронизация вершин, совместно использующих данные

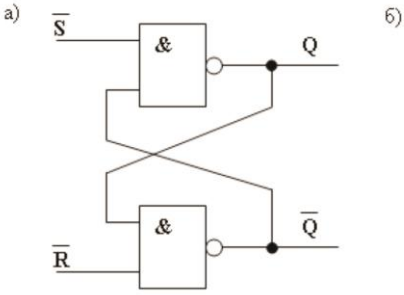
Из рисунка видно, что во всех вершинах покрывающего дерева, не имеющих потомков, содержится конечная вершина граф-модели. Это означает отсутствие тупиков в модели вычислительного процесса.

5.5 Пример использования методов поиска критических данных и проверки корректности синхронизации

5.5.1 Параллельная модель RS-триггера

Проиллюстрируем применение рассмотренных методов на реальном примере. Для этого создадим модель асинхронного потенциального RS-триггера, построенного на элементах И-НЕ. Принципиальная схема такого триггера изображена на рисунке 5.18 а). Таблица истинности логического функционирования RS-триггера приведена на рисунке 5.18 б).

В литературе известно несколько описаний модели RS-триггера: модель блок-схем, сеть Петри, автоматная и рекурсивная модели. Мы смоделируем работу триггера, используя технологию ГСП.



б)

$\overline{R}$	$\overline{S}$	Q	$\overline{Q}$	Описание режима работы
0	0	1	1	Запрещено
0	1	1	0	Установка Q в 1
1	0	0	1	Установка Q в 0
1	1	Q	$\overline{Q}$	Хранение (значения выходов зависят от предыдущего состояния)

Рис. 5.18. Принципиальная схема RS-триггера на элементах И-НЕ

Следует отметить, что, рассматривая различные аспекты работы триггера, можно построить несколько его моделей (физическую, электрическую, логическую, тепловую и т.д.). Например, электрическая модель рассматривает триггер как электрическую цепь, состоящую из различных элементов (резисторов, транзисторов и т.п.), функционирование которой описывается законами электротехники.

Мы создадим логическую модель, отражающую функционирование триггера как дискретного логического элемента, выдающего на выходах Q и $\overline{Q}$ двоичные значения в зависимости от значений на входах элемента $\overline{R}$ и $\overline{S}$.

Логика работы RS-триггера во времени может быть описана следующей системой функций (переменные x11 и x22 описаны в таблице 5.1):

$$\begin{cases} y1(t+1) = \overline{x11(t)\ \&\ y2(t)} \\ y2(t+1) = \overline{x22(t)\ \&\ y1(t)} \end{cases} \qquad (5.8)$$

Поскольку триггеры в основном применяются в цифровых устройствах, они, как правило, работают в дискретном времени, и значения их выходных сигналов анализируется только в определенные моменты времени. Переменная t в системе (5.8) изменяет свои значения дискретно. Выражение (5.8) показывает, что значения выходов триггера на следующем шаге дискретного времени определяются не только значениями входных сигналов $\overline{R}$ и $\overline{S}$, но и значениями его выходов на текущем шаге. Таким образом, работу триггера следует рассматривать в динамике.

Для построения модели триггера воспользуемся несколькими переменными, описывающими значения двоичных сигналов на входах и

выходах триггера. Активный уровень сигнала обозначим 1, пассивный – 0. Список переменных приведен в таблице 5.1.

Таблица 5.1. Список используемых переменных в логической модели RS-триггера

Название переменной	Описание
R	Значение сигнала на внешнем входе $\overline{R}$
S	Значение сигнала на внешнем входе $\overline{S}$
x11	Значение сигнала на верхнем входе верхнего элемента И-НЕ
x12	Значение сигнала на нижнем входе верхнего элемента И-НЕ
x21	Значение сигнала на верхнем входе нижнего элемента И-НЕ
x22	Значение сигнала на нижнем входе нижнего элемента И-НЕ
y1	Значение сигнала на выходе верхнего элемента И-НЕ (выход Q)
y2	Значение сигнала на выходе верхнего элемента И-НЕ (выход $\overline{Q}$)

Модель верхнего логического элемента И-НЕ приведена на рисунке 5.19.

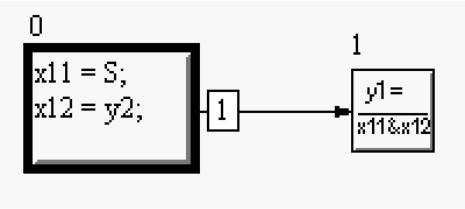


Рис. 5.19. Модель логического элемента И-НЕ

Граф-модель элемента И-НЕ состоит из двух вершин. В корневой вершине считываются значения входных сигналов, а во второй вершине вычисляется логическое значение выходного сигнала. На рисунке 5.19 изображена модель верхнего элемента И-НЕ для схемы триггера, показанной на рисунке 5.18. Модель нижнего элемента И-НЕ отличается только используемыми переменными (x21, x22, R, y1, y2). Модель триггера приведена на рисунке 5.20.

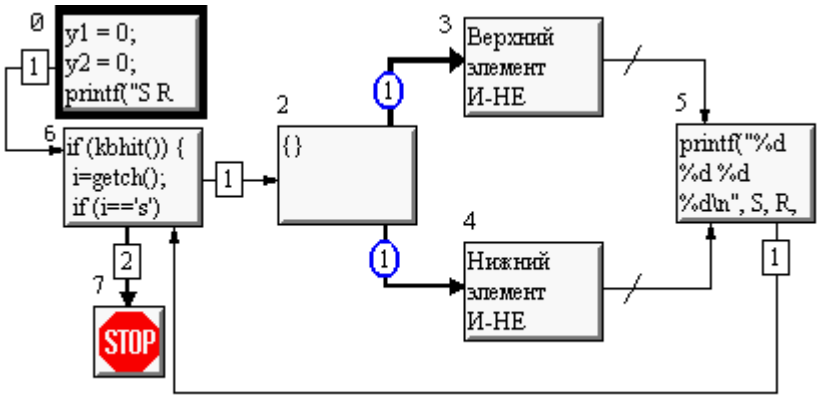


Рис. 5.20. Модель асинхронного RS-триггера

В вершине 0 происходит инициализация переменных, после чего модель выполняет цикл, состоящий из вершин 6, 2, 3 и 4, 5 и повторяющийся до получения команды о завершении моделирования. Эта команда формируется нажатием клавиши «2» на клавиатуре.

Изменение входных сигналов моделируется нажатием различных клавиш. Анализ нажатий выполняется в вершине 6, которая присваивает соответствующие значения входным сигналам $\overline{R}$ и $\overline{S}$ (переменные x22 и x11 соответственно). Нажатие клавиши «S» присваивает «1» переменной x11, нажатие клавиши «R» присваивает «1» переменной x22. Клавиши «X» и «F» присваивают «0» соответственно переменным «S» и «R». Клавиша «1» одновременно присваивает «1» обеим переменным x11 и x22, клавиша «0» одновременно присваивает этим переменным «0».

Вершина 2 запускает две параллельные ветви, каждая из которых моделирует работу одного из элементов И-НЕ и формирует соответствующий выходной сигнал. Верхняя ветвь на рисунке 5.20 (вершина 3) моделирует работу верхнего элемента И-НЕ триггера (см. схему на рисунке 5.18 а) и формирует выходной сигнал Q. Нижняя ветвь (вершина 4) моделирует нижний элемент И-НЕ и формирует сигнал $\overline{Q}$. Полученные результаты визуализируются в вершине 5, после чего управление возвращается в вершину 6.

Каждый прогон цикла моделирует работу триггера на одном шаге дискретного времени. Полученные на этом шаге значения выходных сигналов сохраняются в переменных y1 и y2 и используются как входные сигналы (переменные) на следующем шаге (см. обратные связи на рисунке 5.18 а). Следует отметить, что сигнал на выходе элемента И-НЕ формируется с некоторой задержкой, поэтому можно полагать, что момент считывания значений входных сигналов и момент формирования

выходных сигналов разнесены во времени. Поскольку верхний элемент И-НЕ использует выходной сигнал нижнего элемента в качестве входного (и наоборот), модель должна гарантировать, что на каждом шаге дискретного времени на входе каждого из элементов будет значение выходного сигнала другого элемента, полученное на предыдущем шаге. Покажем, что обеспечение этого требования означает корректное использование совместных данных y1 и y2 одновременно изменяющихся в вершинах 3 и 4. Для этого изобразим модель триггера, не содержащую иерархии (рисунок 5.21).

Пунктирной линией на рисунке 5.21 обведены модели элементов И-НЕ триггера, лежащие в параллельных вершинах 3 и 4 графа на рисунке 5.20.

Из рисунка 5.21 видно, что параллельные ветви совместно используют переменные y1 и y2. Вершина 3.0, принадлежащая верхней параллельной ветви, использует переменную y2 для чтения, а вершина 4.1 нижней ветви использует ту же переменную для записи. Аналогично переменная y1 используется вершинами 4.0 и 3.1.

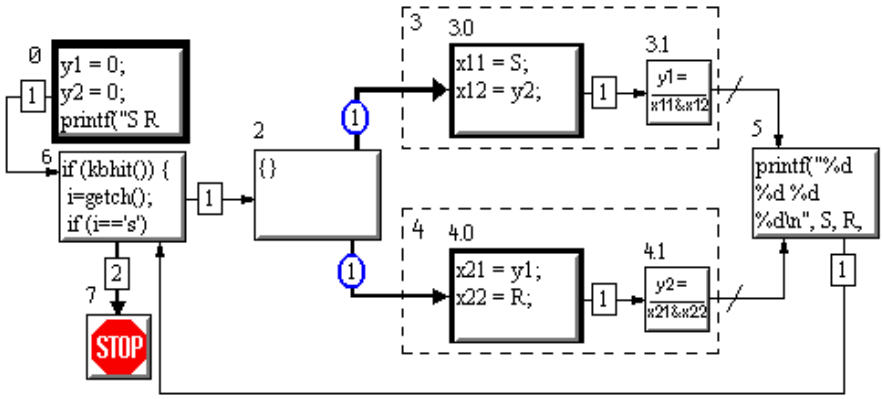


Рис. 5.21. Граф модели триггера без иерархии

Построим формулу над способами использования данных в модели на рисунке 5.21, заменив в ней обозначения способа использования данного в каждой вершине на номер этой вершины ($H(A_i,d) \to$ i):

$$H(G,d) = 0\ \Delta\ (\ 6\ \Delta\ (\ 7\ \nabla\ (\ 2\ \Delta\ [\ (3.0\ \Delta\ 3.1)\ \#\ (4.0\ \Delta\ 4.1)\ ]\ \Delta\ 5))) \qquad (5.8)$$

Способы использования данных в каждой вершине и в модели в целом приведены в таблице 5.2.

Из таблицы видно, что данные y1 и y2 являются критическими, то есть возможны ошибки их совместного использования параллельными ветвями модели. Рассмотрим переменную y1. Действительно, если не вводить в модель синхронизацию, то момент считывания значения пе-

ременной y1 в вершине 4.0 и момент присвоения ей значения в вершине 3.1 будут не согласованными. В результате при повторении цикла некоторые значения переменной y1 могут быть пропущены. Если на текущей итерации вершина 4.0 прочитала значение y1 до того, как оно изменилось в вершине 3.1, а на следующей итерации вершина 3.1 выполнилась раньше вершины 4.0, то значение y1, вычисленное на текущей итерации, будет потеряно. Применительно к работе триггера такая ситуация означает, что нижний элемент И-НЕ (по схеме на рисунке 5.18, а) обработает сигнал Q, полученный на текущем шаге дискретного времени, а не на предыдущем. Таким образом, наличие критических данных приводит к некорректной работе модели.

Таблица 5.2. Способы использования данных в логической модели RS-триггера

Имя данного	Способ использования данного в вершине:																		
	0		**6**		**7**		**2**		**3.0**		**3.1**		**4.0**		**4.1**		**5**		**H(,)**
R	2	Δ(	2	Δ(	1	∇(	0	Δ[(	0	Δ	0	)#(	1	Δ	0	)]Δ	1	)))=	2
S	2	Δ(	2	Δ(	1	∇(	0	Δ[(	1	Δ	0	)#(	0	Δ	0	)]Δ	1	)))=	2
x11	2	Δ(	0	Δ(	0	∇(	0	Δ[(	2	Δ	1	)#(	0	Δ	0	)]Δ	0	)))=	2
x12	2	Δ(	0	Δ(	0	∇(	0	Δ[(	2	Δ	1	)#(	0	Δ	0	)]Δ	0	)))=	2
x21	2	Δ(	0	Δ(	0	∇(	0	Δ[(	0	Δ	0	)#(	2	Δ	1	)]Δ	0	)))=	2
x22	2	Δ(	0	Δ(	0	∇(	0	Δ[(	0	Δ	0	)#(	2	Δ	1	)]Δ	0	)))=	2
y1	2	Δ(	0	Δ(	0	∇(	0	Δ[(	0	Δ	2	)#(	1	Δ	0	)]Δ	1	)))=	**3**
y2	2	Δ(	0	Δ(	0	∇(	0	Δ[(	1	Δ	0	)#(	0	Δ	2	)]Δ	1	)))=	**3**

Введение в модель синхронизации должно учитывать логику работы триггера. Необходимо, чтобы выходные сигналы элементов И-НЕ на текущем шаге дискретного времени формировались на основе значений этих сигналов, полученных на предыдущем шаге, и только после того, как эти значения поступят на вход элементов И-НЕ. Синхронизированная модель, построенная с учетом этого правила, изображена на рисунке 5.22.

Введенная синхронизация сохраняет возможность одновременного исполнения пар вершин 3.0 и 4.0, 3.1 и 4.1, и в то же время гарантирует, что присвоение нового значения переменным y1 и y2 произойдет после того, как текущее значение будет прочитано в вершинах 3.0 и 4.0.

Построим обобщенные предикаты вершин 3.0, 3.1, 4.0 и 4.1 и убедимся, что введенная синхронизация исключает конфликт совместного использования данных y1 и y2.

$$R'(A_{3.0}) = R'(A_2) \wedge b_{2,3.0} = (R'(A_6) \wedge b_{6,2}) \wedge b_{2,3.0} = ((1 \wedge b_{0,6}) \wedge b_{6,2}) \wedge b_{2,3.0}$$
$$R'(A_{4.0}) = R'(A_2) \wedge b_{2,4.0} = (R'(A_6) \wedge b_{6,2}) \wedge b_{2,4.0} = ((1 \wedge b_{0,6}) \wedge b_{6,2}) \wedge b_{2,4.0}$$
$$R'(A_{3.1}) = R'(A_{3.0}) \wedge b_{3.0,3.1} \wedge R'(A_{4.0}) \wedge b_{4.0,3.1} =$$
$$= 1 \wedge b_{0,6} \wedge b_{6,2} \wedge b_{2,3.0} \wedge b_{3.0,3.1} \wedge 1 \wedge b_{0,6} \wedge b_{6,2} \wedge b_{2,4.0} \wedge b_{4.0,3.1} =$$
$$= 1 \wedge b_{0,6} \wedge b_{6,2} \wedge b_{2,3.0} \wedge b_{3.0,3.1} \wedge b_{2,4.0} \wedge b_{4.0,3.1}$$
$$R'(A_{4.1}) = R'(A_{4.0}) \wedge b_{4.0,4.1} \wedge R'(A_{3.0}) \wedge b_{3.0,4.1} =$$
$$= 1 \wedge b_{0,6} \wedge b_{6,2} \wedge b_{2,4.0} \wedge b_{4.0,4.1} \wedge b_{2,3.0} \wedge b_{3.0,4.1} \qquad (5.9)$$

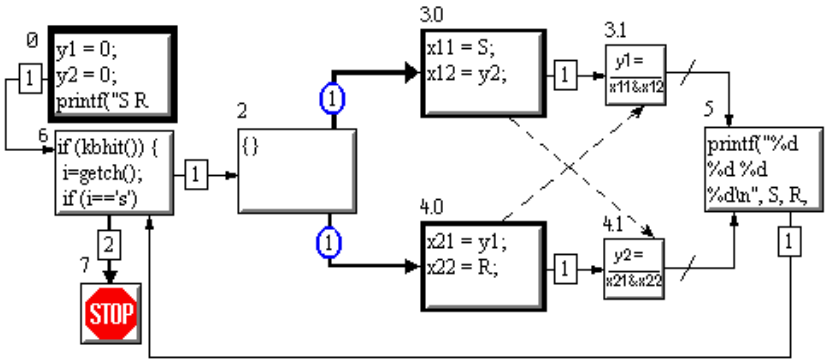


Рис. 5.22. Модель триггера с синхронизацией параллельных ветвей

Переменные y1 и y2 используются парами вершин (3.0, 4.1) и (4.0, 3.1). В паре вершин (3.0, 4.1) обобщенный предикат одной из вершин ($R'(A_{4.1})$) содержит сообщение от другой вершины ($b_{3.0,4.1}$). Аналогично в паре 4.0, 3.1 обобщенный предикат $R'(A_{3.1})$ содержит сообщение $b_{4.0,3.1}$. Согласно утверждению 4, конфликт совместного использования данных в вершинах (3.0, 4.1) и (4.0, 3.1) отсутствует.

Проверим теперь, что введенная синхронизация не приводит к возникновению тупиков. Для этого построим покрывающее дерево для графа, изображенного на рисунке 5.22. Поскольку тупик может возникнуть только на параллельном участке модели, возврат управления в цикле от вершины 5 в вершину 6 не влияет на возникновение тупиков. Действительно, в каждой итерации цикла параллельный фрагмент повторяется целиком и возможность запуска любой из параллельных вершин не зависит от предыдущих итераций. Тогда для обнаружения возможных тупиков можно рассматривать одну итерацию цикла, исключив из модели дугу от вершины 5 к вершине 6. Вершина 5 становится в таком случае конечной вершиной. Покрывающее дерево для модели триггера, содержащей один прогон цикла, изображено на рисунке 5.23.

Из рисунка 5.23 видно, что покрывающее дерево содержит два листа, в каждом из которых содержится конечная вершина модели. Следовательно, введенная синхронизация не приводит к возникновению тупиков.

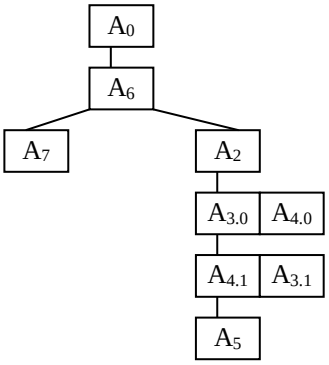


Рис. 5.23. Покрывающее дерево для модели RS-триггера

5.5.2 Модель RS-триггера без синхронизации

Как упоминалось выше, кроме введения в модель дуг синхронизации критические данные можно устранить переименованием переменных. Построим модель RS-триггера, не содержащую критических данных.

Введем дополнительные переменные y11 и y22, в которых будем сохранять значения сигналов y1 и y2, полученные на предыдущем шаге дискретного времени. На вход элементов И-НЕ будем подавать новые переменные вместо переменных y1 и y2, тем самым исключая их одновременное использование параллельными ветвями для чтения и записи.

Модель триггера примет вид, изображенный на рисунке 5.24.

В вершинах 3.0 и 4.0 вместо переменных y1 и y2 используются для чтения переменные y11 и y22, которые получают новые значения перед началом параллельного фрагмента модели (вершина 2). В результате пары вершин 3.0, 4.1 и 4.0, 3.1 используют для чтения и записи различные переменные.

Построим формулы над способами использования данных и вычислим способ использования каждой из переменных (таблица 5.3). Из таблицы 5.3 видно, что способ использования всех данных в модели триггера, полученной путем переименования переменных, равен 2, поэтому критические данные в ней отсутствуют.

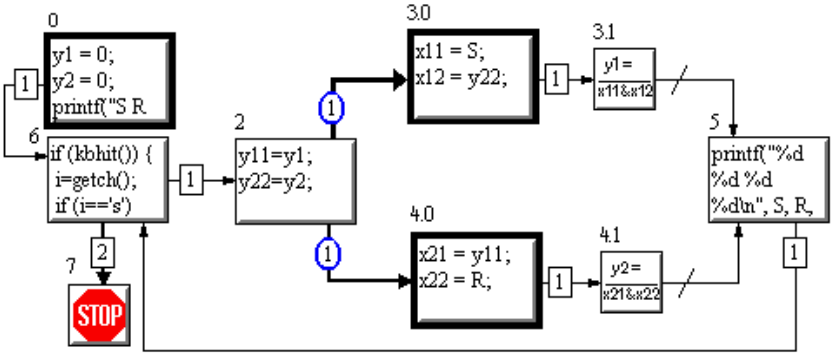


Рис. 5.24. Модель RS-триггера без синхронизации

Таблица 5.3 – Способы использования данных в логической модели RS-триггера без синхронизации

Имя дан-ного	Способ использования данного в вершине:																		
	0		**6**		**7**		**2**		**3.0**		**3.1**		**4.0**		**4.1**		**5**		**H(,)**
R	2	Δ(	2	Δ(	1	∇(	0	Δ[(	0	Δ	0	)#(	1	Δ	0	)]Δ	1	)))=	**2**
S	2	Δ(	2	Δ(	1	∇(	0	Δ[(	1	Δ	0	)#(	0	Δ	0	)]Δ	1	)))=	**2**
x11	2	Δ(	0	Δ(	0	∇(	0	Δ[(	2	Δ	1	)#(	0	Δ	0	)]Δ	0	)))=	**2**
x12	2	Δ(	0	Δ(	0	∇(	0	Δ[(	2	Δ	1	)#(	0	Δ	0	)]Δ	0	)))=	**2**
x21	2	Δ(	0	Δ(	0	∇(	0	Δ[(	0	Δ	0	)#(	2	Δ	1	)]Δ	0	)))=	**2**
x22	2	Δ(	0	Δ(	0	∇(	0	Δ[(	0	Δ	0	)#(	2	Δ	1	)]Δ	0	)))=	**2**
y11	2	Δ(	0	Δ(	0	∇(	2	Δ[(	0	Δ	0	)#(	1	Δ	0	)]Δ	1	)))=	**2**
y22	2	Δ(	0	Δ(	0	∇(	2	Δ[(	1	Δ	0	)#(	0	Δ	0	)]Δ	1	)))=	**2**
y1	2	Δ(	0	Δ(	0	∇(	1	Δ[(	0	Δ	2	)#(	0	Δ	0	)]Δ	1	)))=	**2**
y2	2	Δ(	0	Δ(	0	∇(	1	Δ[(	0	Δ	0	)#(	0	Δ	2	)]Δ	1	)))=	**2**

Преимуществом модели, изображенной на рисунке 5.24, является отсутствие дуг синхронизации, а значит, возможности возникновения тупиковых ситуаций. Недостатком модели является большее количество переменных. Хотя в данной модели это увеличение несущественно, в относительных величинах оно составляет 25%. Отсюда можно сделать вывод, что для более сложных моделей переименование переменных может привести к значительному усложнению их анализа. По этой причине рекомендуется применять оба способа исключения ошибок сов-

местного использования данных: введение синхронизации в модель и переименование переменных.

5.6 Краткий обзор

Использование визуальных средств моделирования параллельных вычислений существенно упрощает разработку параллельных программ в технологическом смысле. Однако процессы составления модели параллельных вычислений и разработка правильно работающей программы существенно отличаются друг от друга.

Дело в том, что моделирование параллельных вычислений требует от разработчика более высокого уровня абстрактного мышления, когда работу алгоритма необходимо представлять не в виде жестко заданной последовательности операций, а во времени, когда процессы, взаимодействуя между собой по сложным схемам, изменяют данные программы. В общем случае развитие сценариев взаимодействия параллельных процессов носит комбинаторный характер и разработчику чрезвычайно сложно угадать все последствия принятой схемы параллельных вычислений в конечном результате. Кроме того, необходимо помнить, что организация параллельных вычислений производится с единственной целью – ускорить вычисления. А ускорение вычислений как раз не всегда достигается, чего не скажешь про возникновение большого количества ошибочных ситуаций.

В технологии ГСП используются методы автоматического поиска ошибочных ситуаций, результаты работы которых предоставляются разработчику для внесения соответствующих корректировок в разрабатываемый алгоритм.

К методам контроля корректности относятся:

- алгоритм поиска критических данных, основанный на алгебре использования данных;
- метод проверки корректности синхронизации граф-модели;
- метод поиска тупиковых ситуаций.

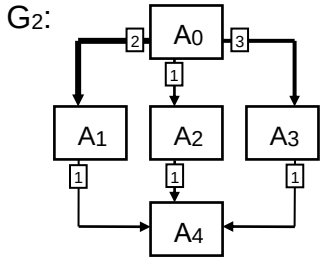
5.7 Контрольные вопросы

1. Какие данные называются критическими?
2. Дайте определение понятию «Состояние модели параллельных вычислений».
3. Опишите простейший алгоритм поиска критических данных.

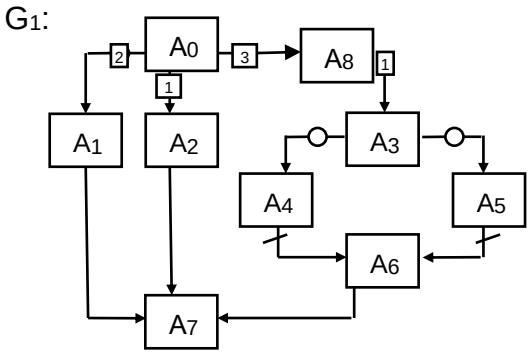
4. Какие операции используются в алгебре способов использования данных.
5. Чем отличаются друг от друга операции следования и ветвления?
6. Опишите правило построения формул над способами использования данных.
7. Свойства операций следования, ветвления и параллельного исполнения.
8. Применение формул над способами использования данных.
9. Что такое семафорный предикат?
10. Дайте определение обобщенного семафорного предиката.
11. Когда критическое данное не приводит к конфликту?
12. В каких случаях в параллельных вычислениях возникают тупиковые ситуации?
13. Что такое покрывающее дерево?
14. Как распознать тупиковую ситуацию?
15. К какой группе методов (lockset-based или happens-before) относятся приведенные в главе методы поиска критических данных?

5.8 Задачи и упражнения

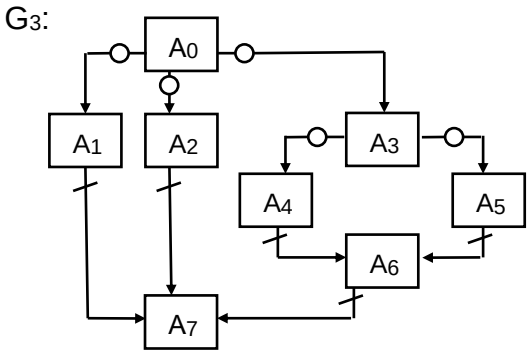
1. Для графа агрегата G2, представленного на рисунке, построить формулу вычисления способа использования данных.



2. Для графа агрегата G2, представленного на рисунке, построить формулу вычисления способа использования данных.



3. Для графа агрегата G3, представленного на рисунке, построить формулу вычисления способа использования данных.



4. Используя формулу вычисления способа использования данных, построить один из вариантов графа вычислительного процесса.
$H(G,d)=A_0 \Delta (A_1 \# A_2 \# (A_3 \Delta (A_4 \# A_5) \Delta A_6)) \Delta A_7.$

5. Используя формулу вычисления способа использования данных, построить один из вариантов графа вычислительного процесса.
$H(G,d)=A_0 \Delta (A_1 \# A_2 \# (A_3 \Delta (A_4 \Delta A_5) \Delta A_6)) \Delta A_7.$

6. Используя формулу вычисления способа использования данных, построить один из вариантов графа вычислительного процесса.
$H(G,d)=A_0 \Delta (A_1 \Delta A_2 \Delta (A_3 \Delta (A_4 \# A_5) \Delta A_6)) \Delta A_7.$

7.

Таблица 1

Ai	d
0	0
1	1
2	2
3	0
4	1
5	0
6	0
7	1

Используя определение операций следования, ветвления и параллельного исполнения, а также признак использования параметра d, заданного в таблице 1 для каждого модуля, вычислить значение формулы использования данных некоторого графа агрегата G:

$H(G,d)=A_0 \Delta (A_1 \# A_2 \# (A_3 \Delta (A_4 \# A_5) \Delta A_6)) \Delta A_7.$

Является ли данное d критическим?

8.

Таблица 1

Ai	d
0	0
1	1
2	0
3	0
4	2
5	2
6	1
7	1

Используя определение операций следования, ветвления и параллельного исполнения, а также признак использования параметра d, заданного в таблице 1 для каждого модуля, вычислить значение формулы использования данных некоторого графа агрегата G:

$H(G,d)=A_0 \Delta (A_1 \Delta A_2 \Delta (A_3 \Delta (A_4 \# A_5) \Delta A_6)) \Delta A_7.$

Является ли данное d критическим?

9.

Таблица 1

Ai	d
0	0
1	1
2	2
3	0
4	2
5	0
6	0
7	0

Используя определение операций следования, ветвления и параллельного исполнения, а также признак использования параметра d, заданного в таблице 1 для каждого модуля, вычислить значение формулы использования данных некоторого графа агрегата G:

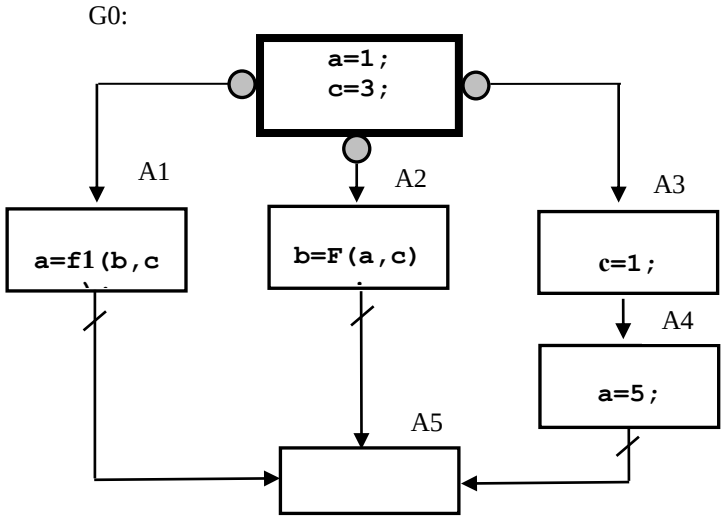
$$H(G,d)=A_0 \Delta (A_1 \# A_2 \# (A_3 \Delta (A_4 \# A_5) \Delta A_6)) \Delta A_7.$$

Является ли данное d критическим?

10.

Для модели алгоритма параллельных вычислений, представленного на рисунке:

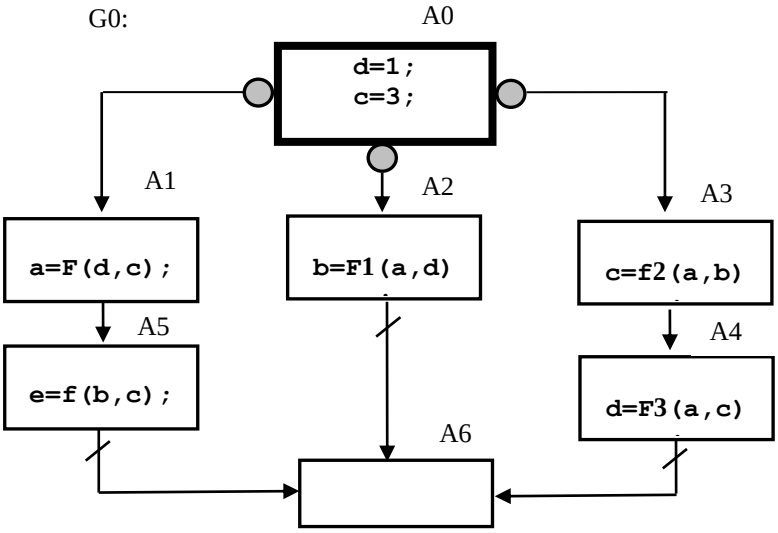
1. Найти критические данные и доказать это с помощью формул способов использования данных.
2. Используя дуги синхронизации, привести граф к корректному виду.
3. Если положить, что для всех модулей время выполнения $T_i = 1$, вычислить ускорение исправленного алгоритма.



11.

Для модели алгоритма параллельных вычислений, представленного на рисунке:

1. Найти критические данные и доказать это с помощью формул способов использования данных.
2. Используя дуги синхронизации, привести граф к корректному виду.
3. Если положить, что для всех модулей время выполнения $T_i = 1$, вычислить ускорение исправленного алгоритма.



6 ПРИМЕРЫ ИСПОЛЬЗОВАНИЯ ТЕХНОЛОГИИ ГСП ДЛЯ МОДЕЛИРОВАНИЯ АЛГОРИТМОВ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ ВЫЧИСЛЕНИЙ

6.1 Использование PGRAPH для разработки алгоритма параллельной глобальной оптимизации

Проблема разработки эффективных методов решения задачи глобальной оптимизации функций многих переменных является чрезвычайно важной для науки и техники. В этой области накоплен значительный опыт и разработано большое количество алгоритмов и методов решения задач многоэкстремальной оптимизации. В то же время, преодоление принципиальной трудности задач глобальной оптимизации, связанной с экспоненциальным ростом их сложности в зависимости от размерности оптимизируемой функции, остаётся открытой проблемой до сих пор, во всяком случае, для точных методов оптимизации.

Современные точные методы глобальной оптимизации совершенствуются, главным образом, для класса Липшицевых функций в двух направлениях: первое связано с разработкой новых критериев отсева неперспективных областей оптимизируемой функции, второе - с повышением эффективности методов редукции задачи многомерной оптимизации.

Определённые надежды разрешения проблемы высокой вычислительной сложности задач глобальной оптимизации возлагаются на использование методов параллельных и распределенных вычислений. Однако применение этой, относительно «новой», техники вычислений на практике воплощается как в существенном ускорении алгоритмов глобальной оптимизации, так и в замедлении их характеристик. В данном разделе на примере модифицированного метода половинных делений рассматриваются некоторые особенности организации параллельных алгоритмов глобальной оптимизации.

Рассмотрим задачу безусловной глобальной оптимизации непрерывной функции $f:\mathbf{R}^n \to \mathbf{R}$, заданной на допустимом множестве $X \in \mathbf{R}^n$ в следующей постановке:

$$f_* = glob\min_{x\in X} f(x) = f(x_*). \qquad (6.1)$$

Положим, что глобальный минимум x_* принадлежит множеству X_*, причем $X_* \subset X$, а $X = \bigotimes_{i=1}^{n}[0,1]$, является многомерным единичным

гиперкубом. Предлагаемый далее алгоритм глобальной оптимизации является модификацией известного метода половинных делений (метода неравномерных покрытий) [21].

Алгоритм неравномерных покрытий гарантирует нахождение ε-оптимального решения, что подтверждается соответствующей теоремой.

Предлагаемая здесь модификация метода половинных делений связана с введением понятия *области притяжения локального минимума* и использованием локальной техники. Пусть $x_i^*, i = 1,..,m$ – локальные минимумы функции $f(x)$. Тогда область притяжения локального минимума x_i^* определим как множество точек начальных приближений алгоритма локальной оптимизации, из которых алгоритм сходится к x_i^*:

$$S_i = \{x \in X : \arg\min f(x) = x_i^*\}. \tag{6.2}$$

Поскольку построение области притяжений в смысле (6.2) достаточно сложная задача, далее будем использовать следующее упрощенное определение области притяжения локального минимума:

$$S_i = \{x \in X : \| x - x_i^* \| < \rho_i, \quad \rho_i > 0\}, \tag{6.3}$$

где ρ_i – радиус области притяжения локального минимума.

Одной из эффективных стратегий совершенствования алгоритмов глобальной оптимизации (ГО) является использование *локальной техники*, когда стратегия глобального поиска удачно сочетается с методами локальной оптимизации (ЛО).

При ограниченном количестве минимумов функции $f(x)$ области притяжения S_i имеют значительные размеры. Предположим, что относительно оптимизируемой функции известно количество локальных минимумов – r, включая глобальный, и размеры областей притяжения: $\rho_1,...,\rho_r$. Введем понятие «гарантированного радиуса» области притяжения минимумов функции, под которым будем понимать $\rho_m = \min \rho_i, \quad 1 < i \le r$.

В этом случае, как показано в работе [22], среднюю сложность алгоритма глобальной оптимизации можно оценить величиной

$$\tilde{N}(n) = 2\left(1/4\rho_m\right)^n - 1 + r\log_2(\rho_m/\varepsilon). \tag{6.4}$$

С учетом (6.4), при $\rho_m >> \varepsilon$, этап глобальной оптимизации, связанный с поиском областей притяжения локальных минимумов функции, можно производить достаточно грубо, а следовательно, с меньшими затратами времени.

Дополнительная информация о размерах областей притяжения локальных минимумов функции позволяет построить двухфазный алгоритм метода половинных делений (ДАМПД) глобальной оптимизации, в котором выделим фазы глобальной и локальной оптимизации (см. рис. 6.1).

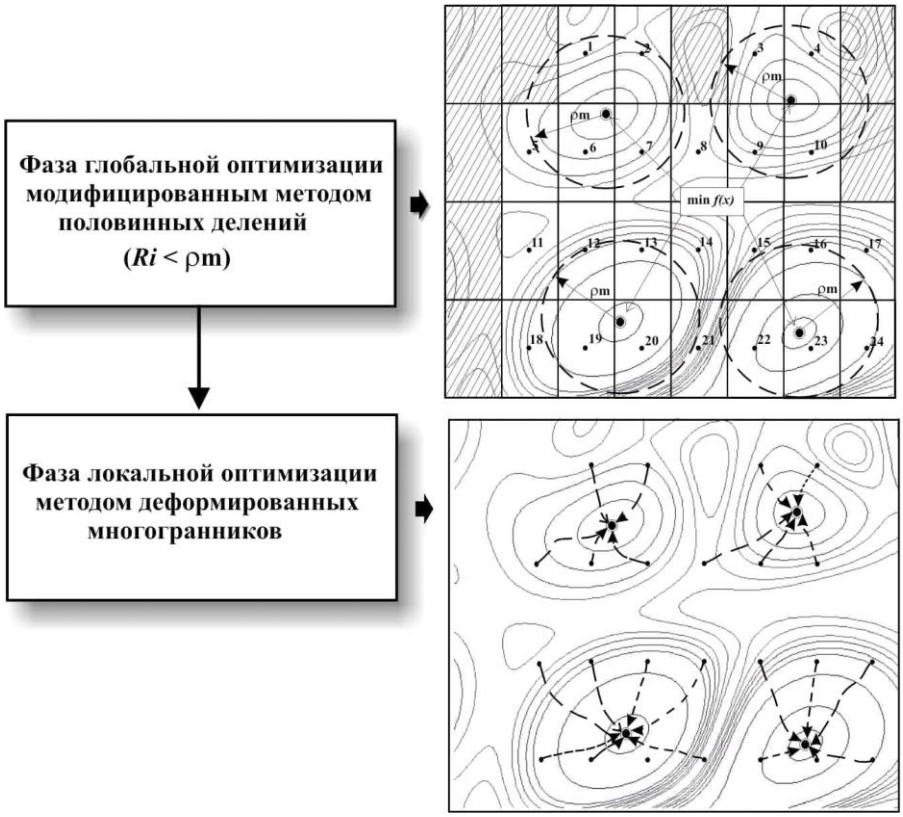


Рис. 6.1. Двухфазный алгоритм метода половинных делений

В ДАМПД фаза глобальной оптимизации реализуется с помощью модифицированного алгоритма с той лишь разницей, что двоичное деление параллелепипедов реализуется до достижения заданных размеров их радиусов R_i. Величина R_i определяется размером «гарантированного радиуса» ρ_m областей притяжения минимумов функции.

На рисунке 6.1 пунктирными линиями отмечены гарантированные области притяжения минимумов функции. Заштрихованные прямоугольники являются прямоугольниками, «отбракованными» с использованием константы Липшица. В итоге, исходя из условия $R_i \le \rho_m$, фаза

глобальной оптимизации завершилась, породив, для приведенного на рисунке 6.1 примера, 24 прямоугольника заданного радиуса.

В фазе локальной оптимизации из точек, принадлежащих областям притяжения локальных минимумов, организуется поиск минимумов функции с помощью локальных алгоритмов оптимизации. Такая схема организации процедуры поиска глобального минимума функции существенно сокращает трудоемкость фазы глобальной оптимизации.

Для больших размерностей вектора независимых переменных оптимизируемой функции в фазе глобальной оптимизации порождается значительное количество параллелепипедов заданного размера. В этом случае объем вычислений в фазе локальной оптимизации становится чрезмерно большим. Рассмотрим следующий адаптивный алгоритм формирования списка точек начальных приближений областей притяжения локальных минимумов оптимизируемой функции, осуществляющий сжатие количества точек начальных приближений, используемых во второй фазе оптимизации.

Будем считать, что область притяжения S_i определена, если она содержит, по крайней мере, одну точку из множества $C = \{c_1,...,c_k\}$, где c_k - центры параллелепипедов.

По-прежнему, r – количество зон притяжения минимума функции; ρ_m – гарантированный радиус области притяжения минимума функции, обеспечивающий нахождение всех локальных минимумов.

Сформируем список областей притяжения локальных минимумов $V = \{V_1, V_2,...,V_m\}$, элементами которого являются структуры $V_i = (\tilde{c}_i, \tilde{f}_i)$, где $\tilde{c}_i$ - координаты «представителя» i-й области притяжения, имеющего наилучшую, достигнутую для этой области, оценку $\tilde{f}_i$. Вектор $\tilde{c}_i$ условно считается центром i-ой области притяжения.

Первоначально список V пуст. По мере вычислений функции он наполняется элементами, но в конце этапа глобального поиска не может содержать больше m элементов (m – заданный размер списка, $m \geq r$). Размер списка m зависит от свойств оптимизируемой функции и выбирается из соображений попадания в него представителя области притяжения глобального минимума функции. Элементы списка V упорядочены таким образом, что $\tilde{f}_1 < \tilde{f}_1 < ... < \tilde{f}_m$. Для построения модели алгоритма ДАМПД достаточно знать, что этот список так или иначе строится и что в первой сотне элементов списка содержится начальное приближение глобального минимума функции.

6.1.1. Простая схема реализации алгоритма ДАМПД

Реализация алгоритма ДАМПД представлена на рисунке 6.2. Для удобства описания модели все вершины пронумерованы.

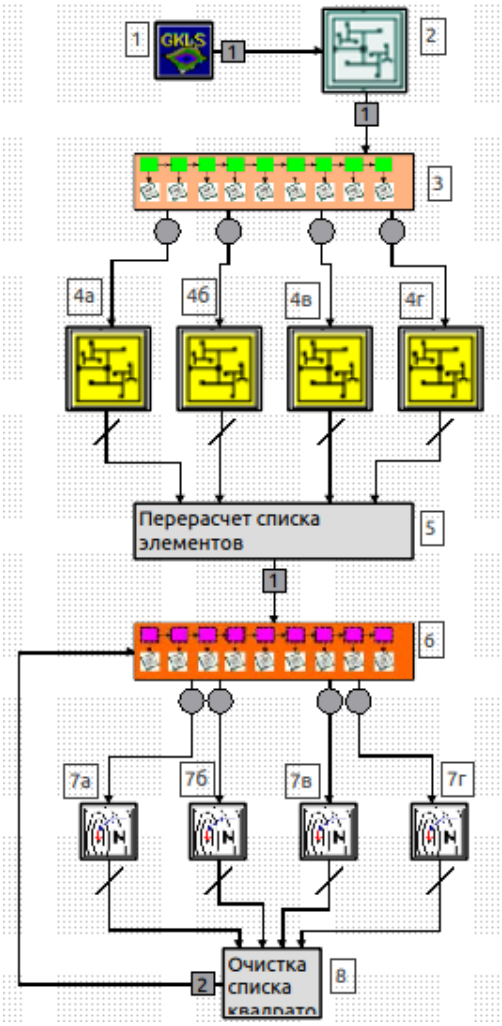


Рис. 6.2. Параллельная версия алгоритма ДАМПД

В вершине 1 устанавливаются значения параметров тестовых функций пакета GKLS♦ и производится его инициализация. Алгоритм состо-

♦ В 1998 году появился свободно распространяемый пакет генерации тестовых функций GKLS с заданными свойствами, облегчающий разработчику алгоритмов глобальной оптимизации проведение свои исследований. В силу возрастающей популярности гене-

ит из двух фаз. Первая фаза глобальной оптимизации содержит вершины 2-5. В вершине 2 формируется начальный список параллелепипедов, которые впоследствии «раздаются» по процессорам кластера (см. вершину 3).

Глобальная оптимизация методом половинных делений реализуется в вершинах 4а-4г. На рисунке 6.2 для наглядности приведён вариант алгоритма для четырех процессоров, хотя несложно его масштабировать на любое число процессоров. Параллелепипеды делятся до тех пор, пока их радиус не станет меньше ρ_m. При этом на каждом процессоре формируются списки точек, лежащих в областях притяжения локальных минимумов. В вершине 5 сформировавшиеся списки объединяются.

Во второй фазе алгоритма осуществляется поиск локального минимума из точек, вычисленных на первом этапе. Данная фаза состоит из вершин 6-8. В вершине 6 происходит «раздача» точек начальных приближений процессорам для организации поиска локальных минимумов, который реализуется в вершинах 7а-7г. Вершина 8 завершает фазу локальной оптимизации. Алгоритм ДАМПД завершает свою работу по исчерпании списка точек начальных приближений.

Представленный алгоритм отличается простотой, поскольку параллельные ветви программы не обмениваются информацией, и отпадает необходимость организации синхронизации параллельных вычислений. В то же время, язык PGAPH освобождает разработчика алгоритма от необходимости использования директив стандарта MPI, что в PGRAPH реализуется автоматически. Визуальная форма алгоритма ДАМПД достаточно наглядна и выразительна.

Тестирование алгоритма ДАМПД проводилось на наиболее сложном для глобальной оптимизации классе недифференцируемых функций. Для всех классов задач число экстремумов равно десяти; радиус притяжения глобального оптимума – 0,33. Эксперименты проводились на суперкомпьютерном кластере СГАУ «Сергей Королев». Кластер построен на базе линейки оборудования IBM BladeCenter с использованием блейд-серверов HS22 и обеспечивает пиковую производительность более десяти триллионов операций с плавающей точкой в секунду. Общее число процессоров/вычислительных ядер: 272/1184. Глобальный минимум вычислялся с точностью $\varepsilon = 1{,}0 \cdot 10^{-8}$ (по аргументам функции).

Результаты вычислительного эксперимента для алгоритма ДАМПД (при n=8) представлены на рисунках 6.3 и 6.4, где показана загрузка

ратор GKLS, в настоящее время является своеобразным стандартом, по которому настраивают алгоритмы глобальной оптимизации.

процессоров (количество обращений к оптимизируемой функции на каждом из них).

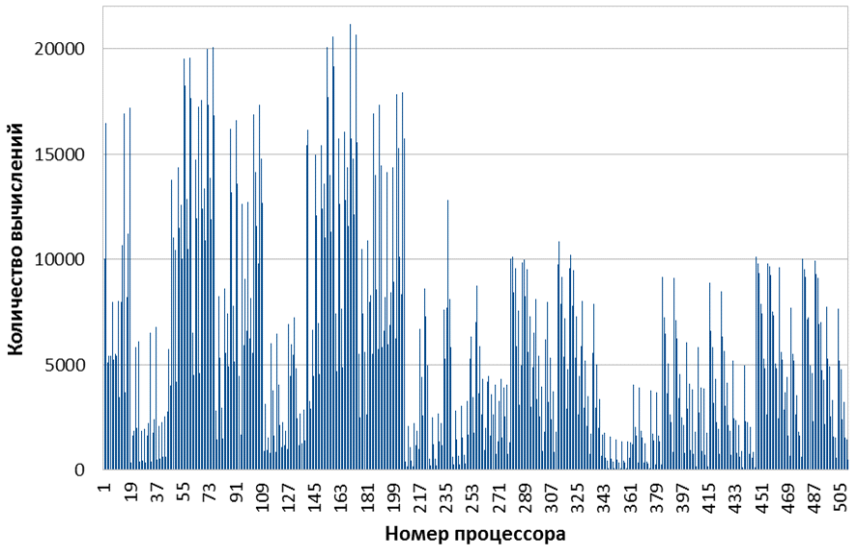


Рис. 6.3. Загрузка процессоров на этапе ГО

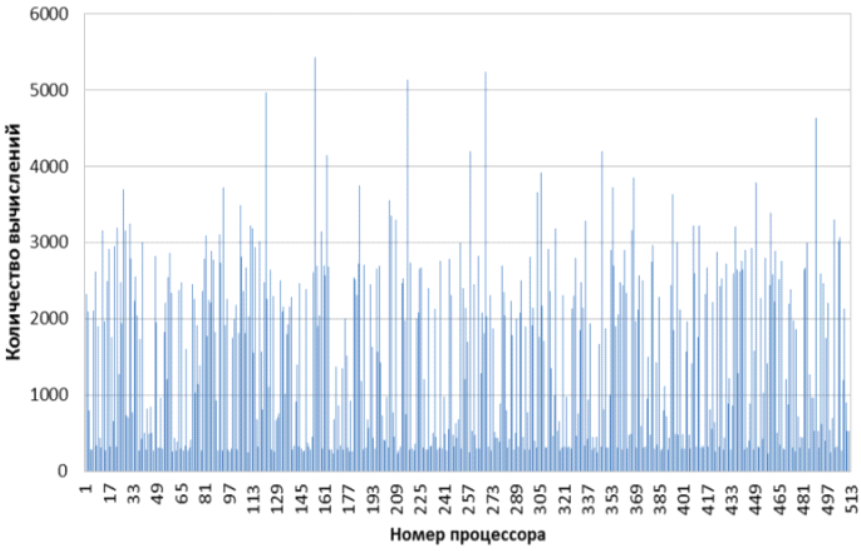


Рис. 6.4. Загрузка процессоров на этапе ЛО в базовой версии

6.1.2. Схема «менеджер-исполнитель» ДАМПД

Эффективность алгоритма ДАМПД можно повысить, если организовать адаптивное перераспределение нагрузки между процессорами, подкачивая, по мере необходимости, новые задания для «быстрых» процессоров.

Для этого в системе PGRAPH используются механизмы синхронизации параллельных процессов. Один из процессоров выделяется как управляющий (менеджер), а в его функции входит «раздача» заданий на оптимизацию для процессоров-исполнителей. Пример такой вычислительной схемы для этапа ЛО представлен на рисунке 6.5.

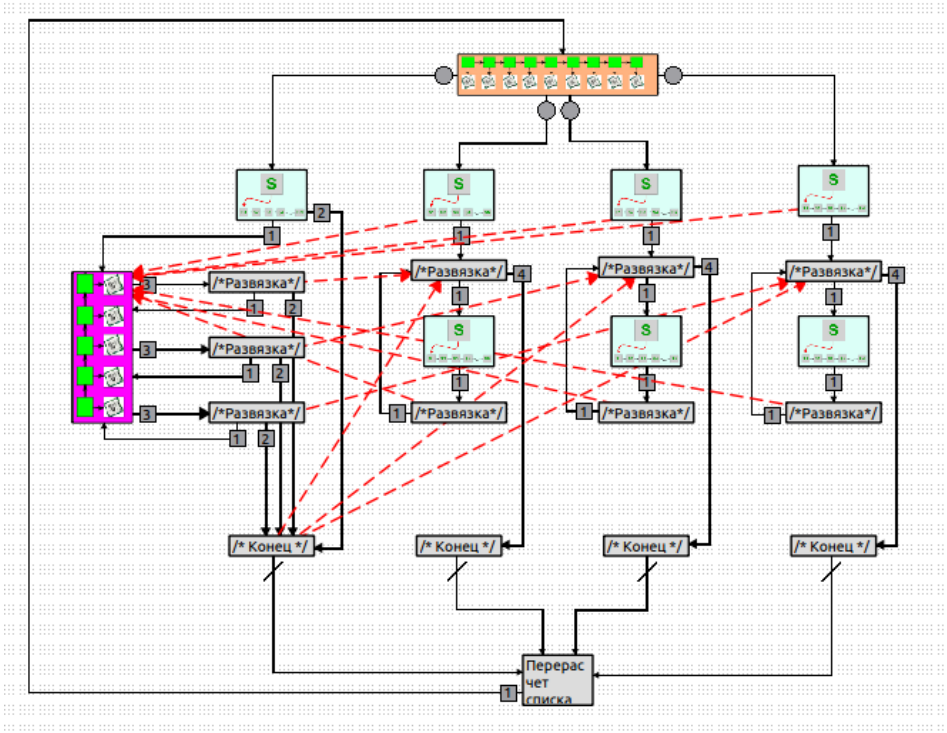


Рис. 6.5 Этап ЛО в режиме «менеджер – исполнитель»

Положим, что в фазе ГО подготовлен список точек начальных приближений. Первоначально все процессоры, включая «менеджера», одновременно запускаются на поиск локального минимума. В качестве «менеджера» используется первая параллельная ветвь модели алгоритма. После завершения решения оптимизационной задачи ветвь «менеджера» переходит в режим диспетчера и ждет сообщения о завершении ЛО от остальных ветвей. На схеме передача сообщения изображается

пунктирной стрелкой. После приёма сообщения от любой из параллельной ветви ветвь-менеджер передаёт соответствующему процессору новую точку начального приближения (фактически новое задание), запуская при этом очередной поиск локального минимума. Как только список точек начальных приближений заканчивается, ветвь-менеджер выходит из цикла приёма сообщений, и все ветви завершают свою работу.

Для фазы ГО асинхронное управление процессорами реализуется по аналогичной схеме. Необходимо лишь на этапе формирования начального списка параллелепипедов подготовить параллелепипедов больше, чем число процессоров, обеспечивая запас заданий для «быстрых» процессоров.

6.2 Использование PGRAPH для разработки параллельных алгоритмов моделирования движения космических тросовых систем

Применение космических тросовых систем (КТС) открывает новые возможности в использовании космического пространства: создание искусственной тяжести, транспортные операции в космосе, возвращение полезных грузов с орбиты, запуск малых спутников с базового космического аппарата (КА), использование геомагнитного поля Земли для орбитальных маневров, создание орбитальных электростанций, зондирование атмосферы, геомагнитного и гравитационного полей, удаление космического мусора и т.д [25].

В настоящее время, несмотря на наличие большого количества работ, в которых рассматриваются различные аспекты проектирования космических тросовых систем, существует определенный дефицит научных исследований, посвященных разработке методов анализа и синтеза управляемого и свободного движения космических тросовых систем большой протяженности. Протяженные тросовые системы характеризуются неравномерным распределением массовых характеристик системы и параметров окружающей среды в пространстве, что вызывает необходимость применения математических моделей с распределенными параметрами. В данном случае требуется использование аппарата дифференциальных уравнений в частных производных со сложными краевыми условиями.

Сложность краевых условий вызвана наличием концевых тел, совершающих пространственные колебания, и переменностью длин тросов. Все это приводит к большим временным затратам при математическом моделировании движения тросовой системы на компьютере. В данном случае мы сталкиваемся с системами обыкновенных дифференциальных уравнений (ОДУ) больших размерностей. Число уравнений измеряется десятками тысяч. Численное решение таких систем напрямую

представляется затруднительным даже для современных вычислительных ресурсов.

Существующие подходы к решению больших систем уравнений можно условно разделить на два основных класса. Первое направление сосредотачивается на распараллеливании известных численных методов (зачастую без изменения самих методов) [26]. Однако результаты решения систем ОДУ, получаемые при таком распараллеливании на кластерных системах, не являются впечатляющими, поскольку в них не учитываются какие-либо особенности решаемой задачи (например, слабая связанность подсистем).

Во втором классе подходов содержатся методы, сокращающие вычислительные затраты за счёт специальных эвристических приемов, обычно использующих физические особенности решаемой задачи. При этом точности решения уделяется меньше внимания. Увеличение скорости работы алгоритмов расчёта происходит за счёт снижения точности численных методов без понижения качества получаемых результатов.

Рассмотрим возможность применения указанных подходов к задаче моделирования движения космической тросовой системы.

6.2.1. Математическая модель движения тросовой системы

Общепризнанной и одной из наиболее полных математических моделей движения тросовой системы является модель, в которой трос описывается системой дифференциальных уравнений в частных производных. В этом случае для описания движения троса используются математические модели механики сплошной среды, в которых трос рассматривается как растяжимое (или нерастяжимое) тонкое тело, чаще всего, большой длины [25]. Вывод уравнений движения такой системы достаточно прост и заключается в выделении на тросе элементарного участка длиной ΔS и в применении к нему второго закона Ньютона. В конечном итоге, несложно получить уравнение:

$$\rho(S)\frac{\partial^2 \vec{r}}{\partial t^2} = \frac{\partial \vec{T}}{\partial S} + \vec{q} \tag{6.5}$$

где $\rho(S)$ - линейная плотность троса, $\vec{r}$ - радиус-вектор элементарного участка троса, t - время, $\vec{T}$ - сила натяжения троса, $\vec{q}$ - равнодействующая сила, действующая на элементарный участок, отнесенная к единице длины (распределенная нагрузка).

Для гибкого троса, который не воспринимает поперечных нагрузок, сила натяжения направлена по касательной к линии троса, поэтому

$$\vec{T} = T\,\vec{\tau}, \qquad \vec{\tau} = \frac{1}{\gamma}\frac{\partial \vec{r}}{\partial S}, \tag{6.6}$$

где $\vec{\tau}$ - единичный вектор касательной, $\gamma = \left| \dfrac{\partial \vec{r}}{\partial S} \right|$.

Закон растяжимости троса $T(\gamma)$ в самом простом случае представляет собой закон Гука

$$T(\gamma) = EA(\gamma - 1), \tag{6.7}$$

где E - модуль упругости Юнга, A - площадь поперечного сечения троса, $\gamma - 1$ - относительное удлинение троса.

Таким образом, уравнение движения гибкого троса (6.5) с учетом соотношений (6.6) и (6.7), представляет собой уравнение в частных производных, которое решается при заданных граничных и начальных условиях движения.

Для интегрирования уравнения движения (6.5) могут быть использованы обычные численные методы решения дифференциальных уравнений в частных производных волнового типа: метод конечных разностей, метод разделения переменных и др. Эффективным представляется сведение решения уравнения в частных производных (6.5) к решению большого количества обыкновенных дифференциальных уравнений. В этом случае дискретизация системы (6.5) сначала производится по длине троса, а потом численно решается система обыкновенных дифференциальных уравнений для вычисления перемещений по времени узловых точек, на которые дискретно разбивается трос.

При интегрировании по времени исходной системы уравнений возникает довольно сложная в вычислительном отношении задача. Адекватное решение этой задачи требует тщательного выбора параметров используемых численных методов.

Дискретным аналогом уравнения (6.5) является механическая система, состоящая из совокупности N материальных точек, соединенных упругими невесомыми связями (см. рис. 6.6).

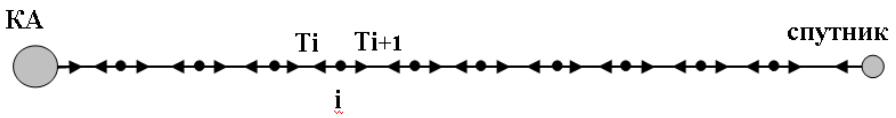


Рис. 6.6 Дискретная модель космической тросовой системы

Различные модификации этой модели использовались многими авторами [27, 28, 29]. В рамках указанной модели учитываются основные эффекты движения КТС: растяжимость троса, распространение продольных и поперечных колебаний, диссипация энергии и др. При этом достаточно просто задаются граничные и начальные условия движения

КТС через определение соответствующих условий для концевых точек троса. В качестве концевых тел могут быть рассмотрены как материальные точки, так и тела конечных размеров, для которых при необходимости записываются обычные уравнения их вращательного движения (динамические и кинематические уравнения Эйлера).

Уравнения движения совокупности M материальных точек с упругими связями записываются в виде системы обыкновенных дифференциальных уравнений

$$\begin{cases} \dfrac{d\vec{r}_k}{dt} = \vec{V}_k, \\ m_k \dfrac{d\vec{V}_k}{dt} = \vec{F}_k, \end{cases} \tag{6.8}$$

где $\vec{r}_k, \vec{V}_k, m_k$ - радиус-вектор, скорость и масса k-ой материальной точки; $\vec{F}_k$ - равнодействующая сил, действующих на материальные точки, $k = 1, 2, \ldots, M$.

Для определения силы упругости троса в самом простом случае используется закон Гука, предполагающий линейную зависимость силы от растяжения. Если длина троса становится меньше его длины в недеформированном состоянии, то сила упругости принимается равной нулю, поскольку тонкий трос не работает на сжатие.

6.2.2. Численное моделирование движения космической тросовой системы

Рассмотрим некоторые особенности численного моделирования КТС как системы с распределенными параметрами. Для этого будем использовать многоточечную модель движения КТС (рис. 6.6). Представление троса как совокупности материальных точек сводит задачу интегрирования дифференциального уравнения в частных производных (6.5), описывающего движение КТС, к интегрированию системы обыкновенных дифференциальных уравнений высокого порядка. Данная задача численного интегрирования представляет собой классическую начальную задачу Коши:

$$\frac{dX}{dt} = F(X, t), \tag{6.9}$$

где X - матрица фазовых координат для каждой точки КТС:

$$X = \begin{Vmatrix} x_{1,1} & x_{1,2} & \cdots & x_{1,n} \\ x_{2,1} & x_{2,2} & \cdots & x_{2,n} \\ & \cdots & & \\ x_{M,1} & x_{M,2} & \cdots & x_{M,n} \end{Vmatrix}. \tag{6.10}$$

Здесь n – количество переменных, описывающих состояние системы, M – суммарное количество точек троса, включая базовый аппарат и спутник.

$$F = \begin{Vmatrix} f_{1,1}(X,t) & f_{1,2}(X,t) & \dots & f_{1,n}(X,t) \\ f_{2,1}(X,t) & f_{2,2}(X,t) & \dots & f_{2,n}(X,t) \\ & \dots & & \\ f_{M,1}(X,t) & f_{M,2}(X,t) & \dots & f_{M.n}(X,t) \end{Vmatrix} \qquad (6.11)$$

Начальные условия описываются матрицей начальных условий $X(t_0) = X_0$, а моделирование движения КТС рассматривается на отрезке $t \in [t_0, t_K]$.

Обычно для численного решения уравнения (6.9) используют метод Рунге-Кутты четвертого порядка. При этом изменение фазовых координат производится по формуле:

$$X^{(r+1)} = X^{(r)} + \frac{h}{6}(K_1^{(r)} + 2K_2^{(r)} + 2K_3^{(r)} + K_4^{(r)}), \qquad (6.12)$$

где $K_1^{(r)}, K_2^{(r)}, K_3^{(r)}, K_4^{(r)}$ - матрицы коэффициентов формулы Рунге-Кутты (их структуры аналогичны (6.11)).

6.2.3. Параллельный алгоритм численного моделирования движения тросовой системы

Очевидно, что для более точного решения системы уравнений (6.9) необходимо увеличить количество точек дискретизации троса. При $M \to \infty$ дискретный аналог троса превращается в непрерывную модель. Однако большое количество точек разбиения троса существенно увеличивает трудоемкость задачи моделирования его движения. Следовательно, необходимо произвести распараллеливание алгоритма решения задачи и использовать многопроцессорные ЭВМ. При этом возникает ряд трудностей.

Во-первых, сказывается наличие связей каждой точки со своими правым и левым соседями, которые необходимы для учета сил натяжения троса. С точки зрения влияния гравитационных и инерциальных сил точки не зависят друг от друга.

Во-вторых, матрицы $K_1^{(r)}, K_2^{(r)}, K_3^{(r)}, K_4^{(r)}$ не могут быть вычислены независимо друг от друга, а только последовательно в порядке увеличения номеров.

Пусть $X = X^{(r)}$ - матрица фазовых координат на r-м шаге работы алгоритма интегрирования. Для каждой j-ой точки троса на первом этапе (в первой фазе) элементы матрицы $K_1^{(r)}$ вычисляются по формулам:

$$k_1^j = f_j(x_{j-1}, x_j, x_{j+1}), \qquad (6.13)$$

где k_1^j, $f_j(), x_{j-1}, x_j, x_{j+1}$- строки, соответствующие матрицам K_1, F, X. Новое значение фазовых координат, необходимое для вычисления матрицы $K_2^{(r)}$, можно представить в матричной форме

$$\tilde{X} = X + hK_1^{(r)}/2 \qquad (6.14)$$

По аналогии с (6.13) и (6.14) формулы Рунге-Кутты для фаз 2, 3, 4 могут быть представлены следующими формулами:

$$k_2^j = f_j(\tilde{x}_{j-1}, \tilde{x}_j, \tilde{x}_{j+1}),$$

$$\tilde{\tilde{X}} = X + hK_2^{(r)}/2,$$

- для второй фазы.

$$k_3^j = f_j(\tilde{\tilde{x}}_{j-1}, \tilde{\tilde{x}}_j, \tilde{\tilde{x}}_{j+1}),$$

$$\tilde{\tilde{\tilde{X}}} = X + hK_4^{(r)},$$

- для третьей фазы.

$$k_4^j = f_j(\tilde{\tilde{\tilde{x}}}_{j-1}, \tilde{\tilde{\tilde{x}}}_j, \tilde{\tilde{\tilde{x}}}_{j+1}),$$

- в совокупности с (6.12) для четвертой фазы.

Разобьем трос на p сегментов. Положим, что M точек троса нацело делится на p так, что $m = M / p$. Таким образом, каждый сегмент троса содержит m точек (рис. 6.7).

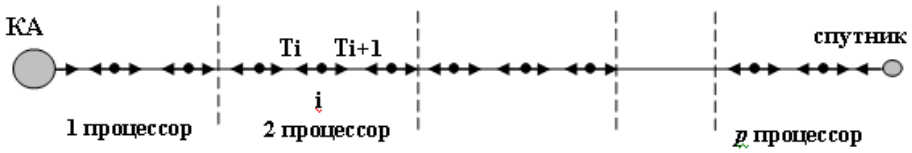


Рис. 6.7 Разбиение множества точек троса на сегменты

Матрицу X разрежем по строкам на p матриц

$$X^k = \begin{Vmatrix} x_{1,1}^k & x_{1,2}^k & \dots & x_{1,n}^k \\ x_{2,1}^k & x_{2,2}^k & \dots & x_{2,1}^k \\ & \dots & & \\ x_{m,1}^k & x_{m,2}^k & \dots & x_{m,n}^k \end{Vmatrix} \qquad (6.15)$$

где $k = 1,\dots, p$, причем $X = \bigcup X^k$. По аналогии построим матрицу F^k. Теперь вычисление координат троса можно производить на каждом из p процессоров суперкомпьютера относительно независимо друг от друга.

Зная индекс k, несложно установить соответствие между координатами матриц X^k и X.

Однако для работы параллельного алгоритма каждый из процессоров (сегмент троса) необходимо снабдить информацией о состоянии последней точки предшествующего сегмента и первой точки следующего сегмента. Для этого процессор с номером k должен иметь доступ к матрице D^k, содержащей фазовые координаты указанных точек:

$$D^k = \begin{Vmatrix} x_{m,1}^{k-1} & x_{m,2}^{k-1} \dots x_{m,n}^{k-1} \\ x_{1,1}^{k+1} & x_{1,2}^{k+1} \dots x_{1,n}^{k+1} \end{Vmatrix} \qquad (6.16)$$

В случае, когда параллельная программа создается для систем с общей памятью, данные для матрицы D^k можно получать непосредственно из матрицы X. Необходимо лишь обеспечить синхронизацию между процессорами, чтобы каждый из них получал координаты точек из соседнего сегмента, вычисленные другим процессором, в нужный момент времени. Для рассматриваемой задачи естественно выбрать механизм барьерной синхронизации, устанавливая барьер после вычисления каждой матрицы $K_i^{(r)}$. Поскольку матрицы $K_1^{(r)}, K_2^{(r)}, K_3^{(r)}, K_4^{(r)}$ должны вычисляться последовательно, параллельный алгоритм можно представить в виде последовательности из четырех параллельных фаз вычислений. На каждой фазе параллельно вычисляется $K_i^{(r)}$. Процессор с номером k вычисляет строки матрицы K_i, соответствующие точкам его сегмента троса. Для этого он использует матрицы X^k и F^k. После окончания фазы расчета $K_i^{(r)}$ процессы подходят к барьеру, чтобы получить новые фазовые координаты $\tilde{X}, \tilde{\tilde{X}}, \tilde{\tilde{\tilde{X}}}$ из матриц D^k, необходимые для расчета $K_{i+1}^{(r)}$.

При создании параллельной программы для систем с распределенной памятью после барьера процессы должны формировать матрицы D^k из сообщений от других процессов.

6.2.4. Графическая модель параллельного алгоритма

Изобразим параллельный алгоритм графически. Для этого воспользуемся нотацией технологии графосимволического программирования [4]. Технология ГСП позволяет описать алгоритм в виде набора диаграмм потоков управления, а затем автоматически скомпилировать и запустить программу, реализующую этот алгоритм. Диаграмма потоков управления представляет собой ориентированный граф, в котором вер-

шины обозначают действия, выполняемые над данными некоторой предметной области, а дуги обозначают последовательность выполнения этих действий. Если из вершины исходят несколько дуг, то в зависимости от типа дуг может выполниться либо одна, либо одновременно несколько смежных вершин, в которые эти дуги ведут. Дуги различного типа обозначаются графически по-разному. Преимущество диаграмм потоков управления заключается в наглядном представлении последовательности развития вычислений в программе. Недостатком является отсутствие отображения зависимости по данным между вершинами. На рис. 6.8 представлен описанный выше фрагмент параллельного алгоритма, предназначенного для вычисления коэффициентов метода Рунге-Кутты.

На рисунке 6.8 дуги, начало которых помечено кружком, означают передачу управления в новый процесс. Дуги, начало которых помечено наклонной чертой, означают возврат управления из другого процесса. На каждой фазе вычислений используются четыре процесса для расчета различных сегментов троса. В технологии ГСП вершины могут помечаться текстом или изображениями. На рис. 6.8 некоторые вершины для наглядности помечены пиктограммами с упрощенным изображением космической тросовой системы и номером фазы вычислений. Эти вершины представляют собой последовательные подпрограммы вычисления K_i для отдельных сегментов троса. Таким образом, граф алгоритма на рисунке 6.8 является иерархическим. Вершины с пиктограммами фактически представляют собой подграфы из трех вершин, содержимое которых приведено в правой части рисунка. Иерархическое построение графов алгоритмов в технологии ГСП позволяет скрыть несущественные подробности реализации различных частей алгоритма, оставляя на графе только важные элементы с точки зрения понимания структуры алгоритма.

На рисунке 6.9 представлена схема реализации предложенного «пульсирующего» параллельного алгоритма вычисления движения тросовой системы на суперкомпьютере с распределенной памятью.

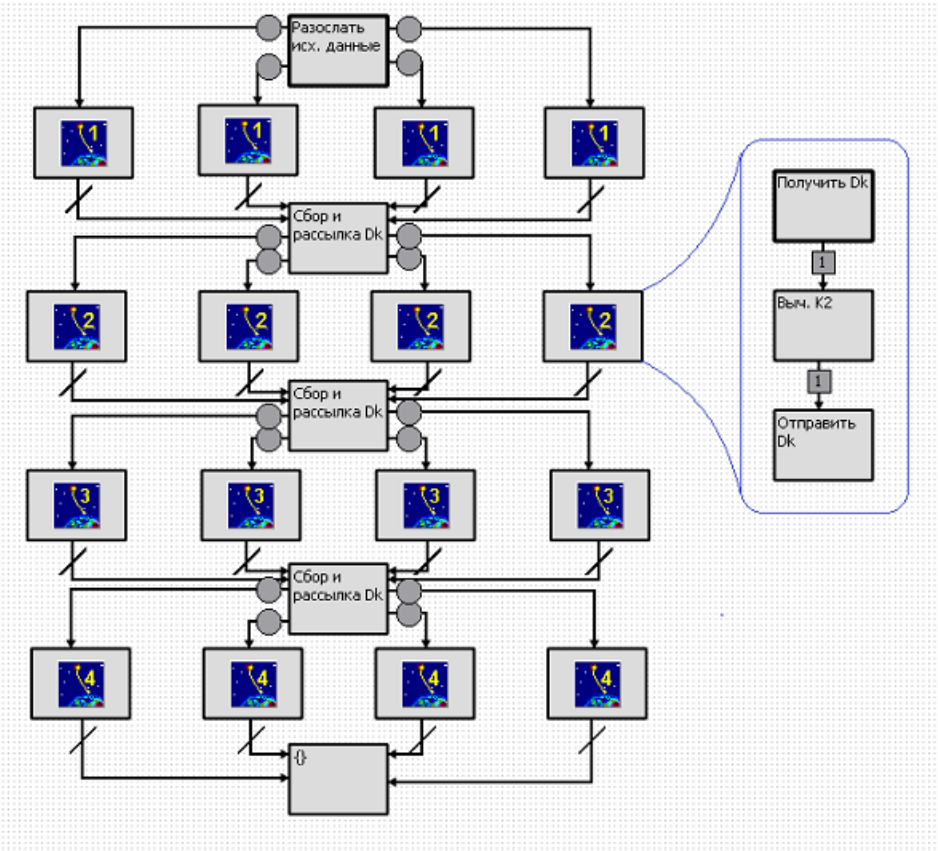


Рис. 6.8 Параллельный алгоритм вычисления коэффициентов метода Рунге-Кутты

6.2.5. Оценка ускорения параллельного алгоритма численного моделирования движения тросовой системы

Оценим ускорение параллельной программы, реализующей предложенный алгоритм. Вычисление K_i для одной точки троса, в соответствии с формулой (6.13), сводится к вычислению значения функции *f*. Эта функция в рассматриваемой задаче включает в себя около 160 математических операций. Обозначим длительность выполнения одной математической операции через τ. Тогда вычисление K_i займет $\alpha = 160 \cdot \tau$. Продолжительность исполнения последовательной программы, которая вычисляет фазовые координаты для *M* точек на одном временном шаге, в соответствии с формулой (6.12) оценивается следующим выражением:

$$T^{1}_{посл} \approx 4 \cdot \alpha \cdot M$$

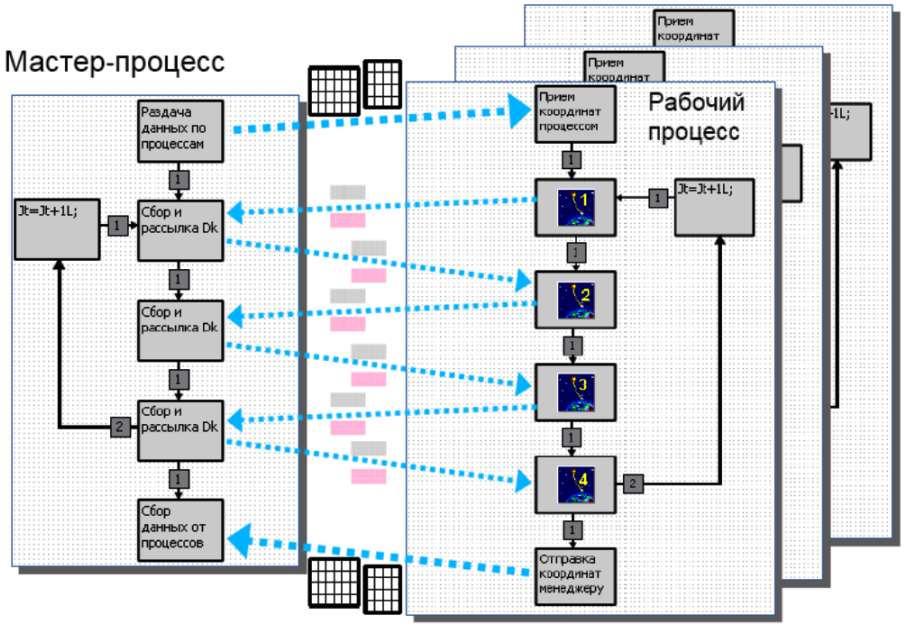


Рис. 6.9 Схема вычислений на суперкомпьютере с распределенной памятью

При моделировании движения (в течение *Nt* шагов времени) суммарная продолжительность выполнения программы оценивается выражением

$$T^{сумм}_{посл} \approx 4 \cdot \alpha \cdot M \cdot Nt \qquad (6.17)$$

Оценим продолжительность исполнения параллельной программы. В рассмотренном выше параллельном алгоритме на каждой фазе вычислений K_i вычисляется независимо на p процессорах. Продолжительность каждой фазы уменьшается в *p* раз по сравнению с последовательной программой. Общая длительность исполнения параллельной программы расчета фазовых координат M точек на одном временном шаге складывается из длительности выполнения четырех фаз вычислений и длительности обмена данными между сегментами:

$$T^{1}_{парал} \approx \frac{4 \cdot \alpha \cdot M}{p} + T_{обм} \qquad (6.18)$$

В программе для вычислительной системы с общей памятью обмен данными сводится к заполнению матриц D^k значениями фазовых координат из матрицы *X*. Эти операции представляют собой несколько обращений к оперативной памяти, что с учетом размеров матриц

D^k пренебрежимо мало по сравнению с продолжительностью вычислений на каждой фазе. По этой причине временем обмена в программах для систем с общей памятью можно пренебречь. Расчет фазовых координат для различных шагов по времени выполняется последовательно, поэтому суммарная продолжительность выполнения параллельной программы оценивается следующим выражением:

$$T_{||shared}^{сумм} \approx \frac{4 \cdot \alpha \cdot M}{p} \cdot Nt$$

Ускорение параллельной программы для систем с общей памятью составит

$$S_{shared} = \frac{T_{посл}^{сумм}}{T_{||shared}^{сумм}} = p$$

В системах с распределенной памятью каждый процесс в начале первой фазы вычислений должен получить исходные данные (матрицы X^k и F^k), а между фазами должен происходить обмен сообщениями, содержащими матрицы D^k (см. рис.6.9). В качестве примера рассмотрим параллельную программу, использующую Message Passing Interface (MPI) для обмена данными между процессами. Главный процесс программы, осуществляющий ввод-вывод матриц X и F, должен разослать полосы этих матриц остальным процессам. Обозначим временные затраты на передачу 1 байта данных через β. Тогда на передачу X^k и F^k процессу с номером *k* главный процесс затратит

$$T_{перед}^{0,k} = \frac{sizeof(x_i) \cdot n \cdot M \cdot \beta}{p} + \frac{sizeof(x_i) \cdot 20 \cdot M \cdot \beta}{p} = \frac{(20+n) \cdot sizeof(x_i) \cdot M \cdot \beta}{p} \qquad (6.19)$$

В выражении (6.19) подразумевается, что каждая точка описывается n фазовыми координатами, а каждый элемент матрицы F^k содержит 20 параметров. Функция *sizeof*(x_i) возвращает размер типа данных, которым представлены фазовые координаты.

Главный процесс рассылает матрицы X^k и F^k последовательно, поэтому суммарное время на рассылку исходных данных составит

$$T_{перед}^{0} = \frac{(20+n) \cdot sizeof(x_i) \cdot M \cdot \beta}{p} \cdot p = (20+n) \cdot sizeof(x_i) \cdot M \cdot \beta \qquad (6.20)$$

Рассмотрим распространенный случай, когда $n = 4$ и *sizeof*(x_i)=8. Поскольку в системах с распределенной памятью, таких как кластеры, величина β превышает величину τ, рассылка исходных данных занимает большее время, чем расчет всех точек троса на одном временном шаге (см. (6.17)). Следовательно, при расчетах на кластере рассылку данных необходимо делать единовременно, до начала вычислений.

Между фазами обмен данными происходит следующим образом. В начале каждой фазы главный процесс рассылает остальным процессам сообщения с матрицами D^k. В конце каждой фазы процессы отправляют главному процессу сообщения с новыми значениями координат, из которых он формирует матрицы D^k. Поскольку матрица D^k содержит $2 \cdot n$ элементов, при последовательной рассылке суммарное время на обмен матрицами D^k в четырех фазах оценивается следующим выражением:

$$T_{перед}^{Dk} = (2 \cdot n \cdot sizeof(x_i) \cdot \beta \cdot p) \cdot 4 \cdot 2 = 16 \cdot n \cdot sizeof(x_i) \cdot \beta \cdot p \qquad (6.21)$$

В выражении (6.21) подразумевается, что в каждой фазе вычислений пересылка значений для матриц D^k выполняется два раза: в начале фазы и в конце.

С учетом выражений (6.17), (6.18), (6.20), (6.21) получим следующую оценку ускорения параллельной программы для систем с распределенной памятью:

$$S_{distr} = \frac{T_{посл}^{сумм}}{T_{||distr}^{сумм}} = \frac{p}{1 + \frac{(20+n) \cdot sizeof(x_i) \cdot \beta}{4 \cdot \alpha \cdot Nt} + \frac{4 \cdot n \cdot sizeof(x_i) \cdot \beta \cdot p^2}{\alpha \cdot M}} \qquad (6.22)$$

На рисунке 6.10 приведено сравнение полученной оценки с результатами эксперимента, в ходе которого параллельная программа, реализующая алгоритм, изображенный на рис. 6.9, выполнялась на вычислительном кластере «Сергей Королев» Самарского университета.

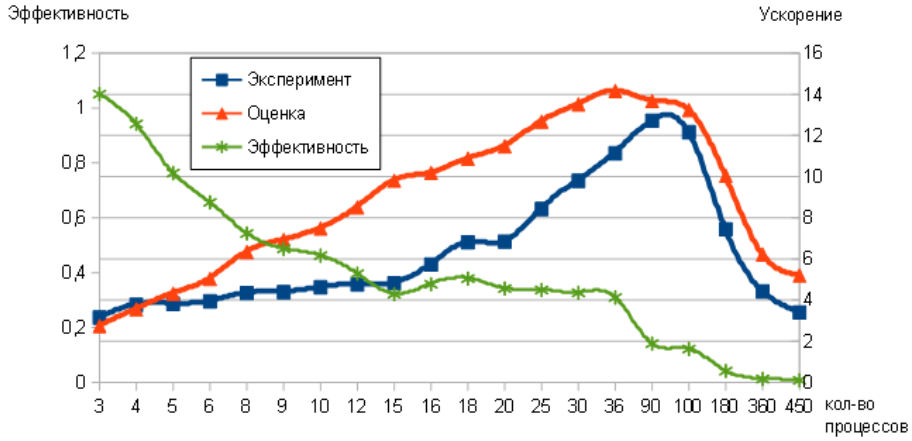


Рис. 6.10 Схема вычислений на суперкомпьютере с распределенной памятью

Кластер «Сергей Королев» состоит из 180 узлов с 360 процессорами Intel Xeon 2.8GHz. Рисунок 6.10 показывает зависимость ускорения и эффективности параллельной программы от числа процессов. Вычисления выполнялись для 90000 точек торса и 400 шагов по времени. Каж-

дая точка имела 4 фазовые координаты, представленные числами с плавающей запятой двойной точности (*sizeof*(x_i)=8).

Результаты эксперимента показывают, что максимальное ускорение достигается при количестве процессов около 100. Дальнейшее увеличение количества процессов приводит к росту объема данных, пересылаемых между фазами вычислений, и снижает ускорение.

Вместе с тем, график эффективности демонстрирует, что оптимальное количество процессов - около 40. При этом ускорение близко к максимальному, а количество потребляемых вычислительных ресурсов вдвое меньше.

Оценка ускорения, вычисленная в соответствии с выражением (6.22), близка к экспериментальным данным. Она предоставляет способ вычисления оптимального количества процессов для параллельной программы моделирования движения космической тросовой системы в системе с распределенной памятью.

6.3 Краткий обзор

В главе рассматривались концепции визуального, графического способа представления алгоритмов параллельных вычислений, естественным образом полученные за счет расширения концепций описания последовательных алгоритмов, принятых в технологии ГСП. Для параллельного алгоритма его графическая форма записи алгоритма позволяет в явном виде изобразить организацию параллельных вычислений, что существенно облегчает восприятие алгоритма человеком.

В теоретическом плане для организации параллельных вычислений алгоритмическая модель системы GRAPH расширена дополнительными компонентами, в первую очередь, за счет расширения типов дуг, когда к обычной последовательной дуге были добавлены параллельная, терминирующая и дуга синхронизации.

Существенно изменились и алгоритмы управления вычислительными процессами. Однако, что важно, удалось сохранить принцип централизации всех механизмов управления в рамках универсальной программы, называемой граф-машиной.

Естественно, что также как для всех систем управления параллельными процессами, в новой системе PGRAPH добавлены средства организации синхронизации параллельных вычислений. В технологии ГСП используется оригинальный комбинированный способ синхронизации, использующий одновременно механизмы передачи сообщений и принцип мониторной синхронизации.

При реализации параллельных вычислений на вычислительных систем кластерного типа с распределенной памятью неизбежно приходится использовать протоколы передачи данных между процессорами,

например, технологию MPI. В системе PGRAPH средства визуального представления алгоритмов предоставляют широкие возможности для наглядного представления моделей параллельных алгоритмов, которые вступают в серьезные противоречия со стандартами технологии MPI. В связи с этим предложены методы автоматического преобразования исходной модели параллельных вычислений к стандартному виду, приемлемому для MPI. Все преобразования производятся скрытно от разработчика.

Литература

Основная литература

1. Воеводин В.В. Модели и методы в параллельных процессах. М.: Наука, 1987
2. Воеводин В.В., Воеводин Вл.В. Параллельные вычисления -СПб.: БХВ-Петербург, 2002
3. Гергель В.П. Теория и практика параллельных вычислений. – М.: Интернет-Университет Информационных Технологий; БИНОМ. 2007
4. Коварцев А.Н. Автоматизация разработки и тестирования программных средств. - Самарский государственный аэрокосмический университет, Самара, 1999
5. Шалыто А.А. SWITCH-технология. Алгоритмизация и программирование задач логического управления. - СПб.: Наука, 1998

Дополнительная литература

6. G. Hutton Programming in Haskell. - Cambridge University Press, 2007
7. Martin J., Murch R. Application development without programmers .- In Savant Inst. seminar documentation by J. Martin. Carnfoth: Savant Res. Studies
8. Абрамов С.М., Кузнецов А.А., Роганов В.А. Кроссплатформенная версия Т-системы с открытой архитектурой // Вычислительные методы и программирование. - 2007. - Том 8, Раздел 2. - С. 18-23.
9. Бетелин В.Б. Системы автоматизации труда программиста. - М.: Наука, 1990
10. Братко И. Программирование на языке ПРОЛОГ для искусственного интеллекта. - М.: Мир, 1990
11. Вельбицкий И.В. Технология программирования. - Киев: Техника, 1984
12. Вирт Н. Алгоритмы и структуры данных. - М.: Мир, 1989
13. Дьяконов В.П. MATLAB 6/6.1/6/5 + Simulink 4/5 в математике и моделировании. Полное руководство пользователя. М.: СОЛОН-Пресс. – 2003
14. Замулин А.В. Системы программирования баз данных и знаний. - Новосибирск: Наука, 1990
15. Липаев В.В. Отладка сложных программ. Методы, средства, технология. - М.: Энергратомиздат, 1993
16. Мейер Б., Бодуэн К. Методы программирования: В 2-х томах. Т.2.- М.: Мир, 1982
17. Т-система с открытой архитектурой /Абрамов С.М., Адамович А.И.,

Инюхин А.В. и др. // Труды Международной научной конференции "Суперкомпьютерные системы и их применение. SSA'2004", 26--28 октября 2004 г. Минск, ОИПИ НАН Беларуси
18. Успенский В.А., Семенов А.Л. Теория алгоритмов: основные открытия и приложения. - М.: Наука, 1987
19. Евстигнеев В.А. Применение теории графов в программировании. – М.: Наука, 1985
20. Шалыто А.А., Туккель Н.И. Ханойские башни и автоматы. «Программист», №8, 2002. С. 82-90
21. Евтушенко Ю.Г., Ратькин В.А. Метод половинного деления для глобальной оптимизации функции многих переменных. // Техническая кибернетика, №1, 1987. 119-127
22. Коварцев А.Н., Попова-Коварцева Д.А. К вопросу об эффективности параллельных алгоритмов глобальной оптимизации функций многих переменных // Компьютерная оптика. 2011. – Т. 35, № 2. С/256 – 262
23 Богомолов А.М., Салий В.П. Алгебраические основы теории дискретных систем. – М.: Наука Физматлит, 1997. – 380 с
24 Дыханов А.Е., Постовалова И.П. Десуперпозиция ациклических двухполюсных сетей // Известия Челябинского научного центра, вып. 1 (27), 2005. С. 13 - 18
25 Белецкий В.В., Левин Е.М. Динамика космических тросовых систем. — М.: Наука, 1990. – 336 с.
26 Эндрюс Г. Основы многопоточного, параллельного и распределенного программирования. — М.:Вильямс, 2003. – 512 с
27 Дигнат, Ф., Шилен, В. Управление колебаниями орбитальной тросовой системы // Прикладная математика и механика. – 2000. – Т. 64, вып. 5. – С. 747-754.
28 Заболотнов, Ю.М., Фефелов, Д.И. Динамика движения капсулы с тросом на внеатмосферном участке спуска с орбиты // Известия СНЦ РАН. – 2006. – Т.8, № 3. – С. 841–848.
29 Crist, S., Eisley, J. Cable Motion of a Spinning Spring-mass System in Orbit // J. of Spacecraft and Rockets. – 1969. – V.7, No.11. – P.819-824.

Информационные ресурсы сети ИНТЕРНЕТ

30. http://www.ni.com/labview
31. www.insat.ru/products/?category=8
32. www.netlib.org/hence/hence-2.0-doc-html/hence-2.0-doc.html
33. www.softcraft.ru/parallel/fpp/fppcontent.shtml
34 git-scm.com
35 www.hiasm.com

Алфавитный указатель

А
Автоматизация программирования 12
Автоматическое распараллеливание 19, 21
Агрегат 40, 44, 66
Актор 40, 41
Алгебра трехзначной логики 69
Алгебра над способами использования данных 136
Алгоритм *F*-нумерации 110
Алгоритм десуперпозиции Р-графа 113
Алгоритм построения покрывающего дерева 150
Алгоритм суперпозиции графов 115, 119
Алгоритм частичного перебора (АЧП) 78

Б
Базовый модуль 37

В
Вершина ветвления 105
Взаимная блокировка 148
Визуальное параллельное программирование 19
Визуальное программирование 13, 29
Вычислимая функция 39

Г
Глобальная оптимизация функций многих переменных 169
Граф состояний 31
Графическое представление параллельных процессов 21, 22
Граф-машина 49, 51, 95
Графы переходов с параллелизмом 24
Графы переходов 23

Д
Двухфазный алгоритм метода половинных делений 171
Декомпозиция агрегатов 69
Дерево вложенности агрегатов 117
Десуперпозиция Р-графа 106, 107, 109
Диаграмма потоков данных 25
Диаграмма потоков управления 26

Дизъюнктивная форма обобщенного семафорного предиката 146
Диспетчер данных 98
Доступ к данным 100

З
Задача о «Ханойской башне» 53

И
Интерпретация данного 36
Интеррогативное управление 51

К
Классификация данных объектов ГСП 68
Конструирование агрегатов 65
Концевая вершина 45
Концепция структуризации в программировании 12
Корневая вершина 45
Корректность синхронизации граф-модели 142
Космические тросовые системы 177
Критические данные 127, 146, 158

Л
Логическое программирование 9
Локальная вычислимая функция 31
Локальная техника 170
Локальные данные 101
Локальные переменные 101

М
Мастер-ветвь 90
Мастер-поток 102
Математическая модель движения тросовой системы 178
Методология программирования 37
Множество возможных состояний 128
Множество основ типа интерпретации данных 36
Модель алгоритма 30
Модель межмодульного интерфейса 45
Модель организации параллельных вычислений в технологии ГСП 88
Модель синхронизации параллельных процессов 93
Модуль данных 38
Модуль 38, 39
Модульное программирование 8

Мониторная синхронизация 93

Н
Неявный параллелизм 19

О
Область притяжения локального минимума 170, 172
Облачный сервис 11
Обобщенный семафорный предикат 146
Общие данные 101
Объект типа “inline” 46
Объектно-ориентированное программирование 8, 38
Объекты технологии ГСП 40
Онтологии в технологии ГСП 33
Операция ветвления 133
Операция конкретизации 71
Операция объединения 71
Операция параллельного исполнения 135
Операция следования 132

П
Пакет приложений MATLAB 17
Параллельная вершина 127
Параллельная ветвь 105
Параллельная дуга 90
Параллельная модель RS-триггера 154
Параллельные состояния 128
Параллельный алгоритм численного моделирования движения тросовой системы 181, 184
Паспорт актора 43, 63, 126
Паспортизация базовых модулей 62
Покрывающее дерево 149, 161
Поток данных 21
Поток управления 21
Почтовый ящик 93
Правила построения параллельной граф-модели 89
Правильно построенный агрегат 106
Предикат 32, 43
Предметная область программирования 33
Примитив агрегата 106
Р-граф 91, 105
Р-схема 24

С

Свободная вершина 78
Свойство объекта 99
Семафорный предикат 93, 143
Сети Петри 23
Синхронизация вычислений 93
Система LabVIEW 16
Система контроля версий 11
Словарь данных 41, 48
Событие 31
Событийное управление 31
Состояние модели параллельного вычислительного процесса 128
Спецификация данных 35, 37
Способ использования данного 127
Структура данных 38
Структура данных описания графа 50
Схема «менеджер-исполнитель» 176
Схема маршрута 76, 78
CASE-технология 9, 10, 14
SCADA система 16

Т

Теория нумерации графов 108
Терминирующая вершина 106
Терминирующая дуга 89
Технология MPI 103
Технология OpenMP 102
Технология графосимволического программирования (ГСП) 29
Технология объектного моделирования (UML) 9, 10
Тип интерпретации данного 37
Тип модуля 39
Типы данных 35, 37, 100
Тупик, дедлок, клинч 148, 151, 161

У

Универсальная алгоритмическая модель 32, 33
Управление вычислительным процессом 49, 52

Ф

Формальная модель онтологии 34
Функциональное программирование 20

F-нумерация графа 108, 111

Ч

Численное моделирование движения космической тросовой системы 180

Я

Явный параллелизм 19